

IEEE 802.11 支持 QoS 区分服务的性能优化*

毛建兵⁺, 毛玉明, 冷甦鹏, 白翔

(电子科技大学 通信抗干扰技术国家级重点实验室, 四川 成都 610054)

Performance Optimization for IEEE 802.11 with QoS Differentiation Supporting

MAO Jian-Bing⁺, MAO Yu-Ming, LENG Su-Peng, BAI Xiang

(National Key Laboratory of Communication, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China)

+ Corresponding author: E-mail: maojb99@gmail.com, http://www.uestc.edu.cn

Mao JB, Mao YM, Leng SP, Bai X. Performance optimization for IEEE 802.11 with QoS differentiation supporting. Journal of Software, 2010,21(11):2866–2882. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3682.htm>

Abstract: In this paper, the extended application of an approximating optimization formula, which is first proposed to simplify the optimization of networks with a single traffic class in the literature, in QoS-supporting networks is analytically justified and numerically investigated. Based on the formula, an adaptive optimization scheme, named QATC (QoS-supporting adaptive transmission control), is proposed for IEEE 802.11 to optimize the system performance, while providing service differentiation among traffic classes. The proposed scheme works around the difficult station number estimation. It utilizes information acquired from channel sensing to adjust the packet transmitting, adaptively towards achieving an invariable system object for different network conditions. Furthermore, the scheme to optimize the multi-rate networks is also exploited. Simulation results show that QATC has an effective ability to optimize the operation of networks adaptively in various conditions, and it can greatly improve the system throughput compared with the standard IEEE 802.11 MAC and related enhancements. Moreover, the system throughput, achieved by the scheme, is very close to the theoretical optimal value.

Key words: IEEE 802.11; QoS differentiation; p -persistent; adaptive optimization scheme; multi-rate network

摘要: 基于 IEEE 802.11 p -persistent 协议模型的研究,对一种近似优化条件在多优先级业务网络条件下的适用性进行了证明.应用该近似优化条件,提出了一种适用于 IEEE 802.11 QoS 区分服务支持的自适应优化算法 QATC (QoS-supporting adaptive transmission control).算法利用信道侦听信息实时优化调整各优先级业务的发送概率,更新相应的协议参数,实现信道利用率的提高和系统性能的增强.QATC 算法不需要估计各优先级业务的节点数量,并且拥有不受网络状态变化影响的确定优化调整目标.此外,还将 QATC 算法扩展应用于多速率网络的优化.仿真实验结果表明,算法能够在不同网络条件下适应网络状态的变化,对系统整体性能进行优化,其系统吞吐量性能接近理论最优大小,大大优于标准的 IEEE 802.11 协议以及相关增强方法.

关键词: IEEE 802.11; QoS 区分; p 坚持; 自适应优化算法; 多速率网络

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60802024 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant Nos.2005AA123820, 2005AA121122 (国家高技术研究发展计划(863))

Received 2008-10-21; Revised 2009-01-20, 2009-04-27; Accepted 2009-07-07

近年来,受无线网络应用不断发展的推动以及无线网络设备制造商的普遍支持,基于 IEEE 802.11 标准^[1]的无线网络得到了广泛应用,并逐渐成为一种流行的移动用户接入 Internet,或者进行快捷信息交换的网络连接方式. IEEE 802.11 的 MAC (medium access control) 层协议提供了基于 CSMA/CA (carrier sense multiple access with collision avoidance) 的分布式协调功能 DCF (distributed coordination function), 其核心思想在于采用二进制指数退避 (binary exponential backoff, 简称 BEB) 算法避免节点之间的信道竞争接入冲突. DCF 协议具有易于实现、组网灵活等优点, 因此得到了包括在无线接入网、ad hoc 网络、传感器网络等网络环境中的普遍应用. 尽管如此, DCF 无法提供业务数据传输的 QoS 区分支持, 越来越无法满足网络应用多样化发展的需要. 为了在 MAC 层为网络业务传输提供一定程度的区分服务支持, IEEE 802.11 工作组在 DCF 的基础上进一步推出了 EDCA (enhanced distributed channel access) 协议. EDCA 的 QoS 区分特性受网络负载的影响比较严重, 并且 EDCA 不具备随网络状态改变而进行相应参数调整的自适应优化能力. 如何在 MAC 协议层面上满足按照优先级不同提供业务传输服务区分支持的要求, 同时又使得系统整体性能达到最优, 是 MAC 协议设计与优化需要重点解决的问题之一.

基于节点数据发送产生碰撞的概率与 BEB 退避阶段无关的假设, Bianchi 在文献[2]中建立了 BEB 退避行为为的二维离散 Markov 链模型. 利用该模型, 文献[2]对 IEEE 802.11 DCF 协议性能进行了理论分析, 并指出了调整节点的竞争窗口设置与优化系统吞吐量性能之间的关系. 在 Bianchi 模型分析方法的基础上, 许多学者进行了模型的进一步完善和扩展研究^[3-7], 其中, Xiao^[4]将模型扩展到了多优先级情形下, 在模型中引入了包括竞争窗口、重传限制以及竞争窗口调整因子在内的优先级区分机制, 并对 IEEE 802.11 EDCA 的 QoS 区分特性进行了性能分析. 与 Bianchi 的分析方法不同, Cali 在文献[8,9]中引入了一种可以近似分析标准 IEEE 802.11 DCF 性能的 p -persistent IEEE 802.11 机制, 并基于其模型分析结果对标准 DCF 机制进行了优化调整, 提出了一种优化的 IEEE 802.11+机制. Ge 等人^[10]则在 Cali 的 p -persistent 模型基础上进一步引入了 QoS 区分支持, 用于研究如何对 IEEE 802.11 EDCA 的参数设置进行优化调整. 上述文献的研究结果表明, 在基于 IEEE 802.11 MAC 协议的无线网络中, 系统性能受协议参数设置 (如竞争窗口参数等) 的影响, 而最优的协议参数设置取决于两个方面的网络要素: (1) 网络中参与信道竞争的活跃节点数量; (2) 碰撞传输发生的平均信道持续占用时间. 在实际网络中, 通常这两方面的网络要素都无法事先确定, 并且将会随着网络用户业务传输请求发起的不确定性而动态改变. 因此, MAC 协议的优化设计需要根据这两方面的网络要素改变, 动态地自适应调整协议参数, 达到优化系统整体性能的目的.

尽管碰撞的信道持续占用时间可以通过信道侦听的方法比较容易地获得, 但是由于 IEEE 802.11 MAC 的分布式随机信道接入特性, 要获得网络中活跃节点的数量并不是一件容易的事情. 目前, 相关文献研究提出的优化方法通常都依赖于活跃节点数量信息的获知^[10-16]. 虽然已有部分文献^[17-19]提出了一些针对活跃节点数量的估计算法, 但是这些算法都非常复杂, 实现上存在较大困难, 并且它们都只能适用于单优先级业务网络条件下而无法应用到多优先级业务区分服务支持的网络中. 不仅如此, 文献[20]指出, 通过估计节点数量优化协议竞争窗口设置的方法可能存在收敛不确定性的问题, 因此提出采用基于调度的 802.11+MCC 的方法来提高系统性能. 文献[15,16]基于 p -persistent 模型的优化研究采用了测量平均信道空闲时间和平均碰撞次数的方法对活跃节点数量进行估计, 但是该方法局限于只能够在网络中仅有两类优先级业务的情形下应用; 并且作者指出, 由于估计结果存在较大的误差, 使得采用该方法时系统性能的动态优化值较多地偏离理论最优值. 文献[10]的研究指出, 对于多优先级业务支持的网络, 利用信道空闲状态信息估计节点数量的方法难以在求解非线性方程组中获得唯一可行解. 因此, 为了解决在优化算法中对各优先级节点数量信息的需求, 文献[10,15,16]均采用了节点记录网络中其他各优先级节点的历史发送信息的方法来近似获得, 但是这种方法存在收敛速度慢、低优先级节点数量低估等问题; 并且由于需要辨别属于不同优先级类的不同节点的发送, 增加了协议实现的复杂度.

为了克服 IEEE 802.11 分布式随机信道接入 MAC 协议在获得节点数量信息方面的困难, 研究与节点数量无直接关系的优化方法显得十分必要. 在文献[21]中, 我们曾设计了一个坚持因子 (persistent factor), 并利用坚持因子的优化值所实时反应的网络节点数量变化情况对协议参数进行优化. 基于坚持因子的 QDA-MAC 算法^[21]

利用一个近似优化条件对坚持因子的优化值进行动态更新,然后依据坚持因子求解获得各优先级发送概率的最优值.尽管 QDA-MAC 避免了对各优先级节点数量进行估计的必要,但是算法在求解发送概率过程中需要对一个非线性方程组进行迭代求解,这对于计算能力并不高的 MAC 芯片来说,实现上仍比较困难,尤其是对于嵌入式低功耗无线网络设备上的应用.本文我们进一步对不依赖于节点数量的优化方法进行了研究,提出了一种更为简洁的优化算法——QATC(QoS-supporting adaptive transmission control)自适应传输控制优化算法.已有研究表明,信道的空闲时间开销(idle overhead,简称 IO)和碰撞传输造成的无效信道占用时间开销(collision overhead,简称 CO)是造成信道利用率不高的两个主要方面^[8,9].我们研究发现,在多优先级网络条件下,寻求使系统吞吐量最大的各优先级最优发送概率与使得网络工作在 IO 与 CO 相等的状态条件下两者之间具有近似一致性.利用这一关系,可以大大降低求解最优发送概率的复杂性.更进一步地,本文导出了最优发送概率关于当前非最优发送概率和 IO 与 CO 之间比值的计算关系式.基于这一结果,通过侦听 IO 和 CO, QATC 算法实现了各优先级发送概率的自适应优化调整,并利用发送概率的动态更新达到实时优化设置退避竞争窗口参数的目的.

QATC 算法不仅可以用于多优先级业务支持的网络的优化,还可以扩展应用于多速率网络的优化,并且克服了现有多速率网络优化算法对节点数量信息的依赖问题.利用 NS-2,本文对 QATC 算法在多种场景下进行了大量的仿真实验,并与已有相关性能增强方法进行了性能对比分析.从实验分析结果来看, QATC 算法在满足不同优先级业务实现区分服务支持的条件下,大大提升了系统整体的吞吐量性能,并且由于其基于理论最优出发设计的自适应动态调整能力,使得算法在各种网络场景下均可以获得接近理论最优值的吞吐量大小.

1 IEEE 802.11 p -persistent 模型及其支持 QoS 区分的扩展与优化问题

Cali 在文献[8,9]中首先引入了基于 p -persistent CSMA/CA 机制的 IEEE 802.11,并将其用于对标准 IEEE 802.11 DCF 协议进行分析和优化.与标准 IEEE 802.11 DCF 所采用的基于二进制指数退避算法的 CSMA/CA 机制不同, p -persistent IEEE 802.11 在退避时间间隔上采用以参数为 p 的几何分布采样.即节点在一个确定的后退时间间隔时隙里以概率 p 执行数据发送,否则以概率 $1-p$ 推迟发送. Cali 的研究结果表明,概率 p 与标准 IEEE 802.11 的竞争窗口大小之间存在一定的映射关系,并且基于 p -persistent IEEE 802.11 的性能分析结果很好地与标准 IEEE 802.11 的性能特性吻合一致.因此,通过寻找使得系统吞吐量性能达到最大的最优概率 p , Cali 提出了针对标准 IEEE 802.11 的 Dynamic IEEE 802.11 动态优化算法.文献[10]将 Cali 的 p -persistent 模型进行了多优先级支持的扩展,引入了 QoS 区分机制.本文的研究也基于多优先级的 p -persistent 模型进行展开.

考虑一个存在 M 类优先级业务的网络,网络中每个节点只有单个一类业务流发送,第 $i(i=1,2,\dots,M)$ 类业务发送节点的数量为 N_i .与文献[10]类似地,本文采用如下系统模型假设:(1) 网络中各类业务流饱和;(2) 信道理想,数据传输不产生误码;(3) 网络中无隐藏终端存在;(4) 不同业务流之间数据发送过程相互独立,同优先级业务数据的发送概率相同;(5) 采用基本数据发送模式,但方法同样适用于 RTS/CTS(request to send/clear to send)模式.除此之外,与文献[10]不同,我们假设不同优先级类业务的数据大小不相等.根据文献[9],定义信道虚拟传输时间段 T_v 为信道上两次连续的成功传输之间的时间间隔.如图 1 所示,在一个虚拟传输时间段内,信道可能经历空闲、节点传输碰撞以及节点成功传输.这样,系统的吞吐量 S 可以如下表示^[9,10]:

$$S = \frac{E[L]}{E[T_v]} = \sum_{i=1}^M S_i = \sum_{i=1}^M \frac{E[L_i] p_{pki}(i)}{E[T_v]} \quad (1)$$

其中, $E[T_v]$ 表示一个虚拟传输时间段的平均时间长度, $E[L]$ 表示一次成功传输的平均数据大小, S_i 表示优先级 i 类业务的吞吐量, $E[L_i]$ 表示优先级 i 类业务的平均数据大小, $p_{pki}(i)$ 表示一次成功传输是优先级 i 类业务的传输的概率.在一个虚拟传输时间段里,以 $idle_i$ 表示第 i 次信道空闲的持续时间长度, $coll_i$ 表示第 i 次信道传输碰撞占用信道的持续时间长度, N_c 表示发生传输碰撞的次数, suc 表示成功传输占用信道的持续时间长度.由于每次传输碰撞和成功传输后信道将分别经历 EIFS(extended inter-frame space)和 DIFS(DCF inter-frame space)的等待开销时间^[1],因此 $coll_i$ 和 suc 分别为

$$\begin{cases} coll_i = T_c + SIFS + T_{ack} + DIFS \\ suc = T_s + SIFS + T_{ack} + DIFS \end{cases} \quad (2)$$

其中, T_c 和 T_s 分别表示碰撞传输和成功传输中数据帧传输部分的信道占用时间, $SIFS$ 和 $DIFS$ 分别表示 IEEE 802.11 定义的 SIFS(short inter-frame space)和 DIFS 时间参数, T_{ack} 表示 ACK(acknowledgment)控制帧的传输时间, T_v 的平均时间长度为^[9,10]

$$E[T_v] = E[\sum_{i=1}^{N_c} (idle_i + coll_i)] + E[idle_{N_c+1}] + E[suc] = (E[N_c] + 1)E[idle] + E[N_c]E[coll] + E[suc] \quad (3)$$

其中, $E[idle]$ 和 $E[coll]$ 分别表示 $idle_i$ 和 $coll_i$ 的均值. 设第 i 类优先级业务的发送概率为 p_i , $E[N_c]$ 和 $E[idle]$ 可以表示如下^[10]:

$$E[N_c] = [1 - \prod_{i=1}^M (1 - p_i)^{N_i}] / \sum_{i=1}^M [N_i p_i (1 - p_i)^{N_i - 1} \prod_{j=1, j \neq i}^M (1 - p_j)^{N_j}] - 1 \quad (4)$$

$$E[idle] = T_{idle} \cdot \prod_{i=1}^M (1 - p_i)^{N_i} / [1 - \prod_{i=1}^M (1 - p_i)^{N_i}] \quad (5)$$

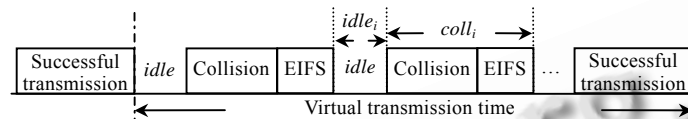


Fig.1 Virtual transmission time

图 1 虚拟传输时间段

公式(5)中, T_{idle} 表示一个空闲信道时隙的时间, 即 IEEE 802.11 的 aSlotTime 时间参数. 与文献[10-14]类似, 为了实现不同优先级业务的 QoS 区分服务, 通常我们考虑在不同优先级业务的单个流之间按照一定的权重比分配占用信道资源. 优先级 i 和优先级 j 每业务流的带宽分配权重比表示为 $r_{i,j}$, 其吞吐量获得满足如下关系^[10]:

$$r_{i,j} = \frac{S_i / N_i}{S_j / N_j} = \frac{E[L_i] p_{pkt}(i) / N_i}{E[L_j] p_{pkt}(j) / N_j} = \frac{E[L_i]}{E[L_j]} \cdot \frac{p_i (1 - p_j)}{p_j (1 - p_i)} \quad (6)$$

在保证各优先级业务流之间满足公式(6)的吞吐量关系条件下, 同时使公式(1)系统总的吞吐量 S 最大, 二者之间存在一个优化问题. 问题的解决需要寻求各优先级业务发送的一个最优发送概率 p_i^* . 尽管文献[10]给出了最优概率 p_i^* 的求解算法, 但是该算法需要以获得各优先级业务的节点数量信息 N_i 为基础, 并且没有考虑业务数据大小变化的问题. 文献[21]提出的 QDA-MAC 算法利用一个 p^* 坚持因子设计回避了在 N_i 估计上存在的困难. 在每个更新周期, 算法依据近似优化条件实时更新系统的坚持因子 p^* , 然后利用 p^* 进行各优先级发送概率 p_i 的更新调整, 达到动态优化网络性能的目的. 但是, QDA-MAC 算法中节点在利用 p^* 进行 p_i 调整时需要进行一个较为复杂的非线性方程组求解运算, 并且 p^* 因子的引入使得各优先级之间 p_i 的计算存在相互的依赖性, 每类业务节点需要掌握网络中所有其他优先级业务的数据大小等相关信息. 本文提出的 QATC 算法将克服这些缺点, 并且算法的执行过程更简洁. QATC 算法具有计算简单的显著特点, 因此更适合于在实际中被采用.

2 QATC 自适应优化算法

2.1 近似优化条件

在实际网络中, 各优先级业务的节点数量和大小都可能实时动态变化. 为了提供业务之间的 QoS 区分以及达到系统性能的整体最优, 不仅要求各优先级业务的发送概率为最优值 p_i^* , 而且要求发送概率能够随着网络状态的变化作自适应的动态优化调整. 由前一节基于 p -persistent 的模型分析可知, 要使系统获得最大的吞吐量性能, 需要使公式(3)中 $E[T_v]$ 有最小值. 然而, 通过最小化 $E[T_v]$ ($\min\{E[T_v]\}$) 的方法求解各优先级业务的最优发送概率 p_i^* 异常复杂, 并且不适合应用于对系统进行动态优化调整^[8,16]. 在单优先级业务网络中, 文献[8]利用虚拟传输时间段内平均信道空闲时间 ($E[idle_{total}]$) 与平均碰撞传输占用信道时间 ($E[coll_{total}]$) 相等的近似优化条件对最优发送概率进行了启发式近似求解, 其研究表明, 当系统满足该近似优化条件时, 信道的利用率达到

近似最优,系统获得最大吞吐量.文献[8]所采用的近似优化条件表示如下:

$$E[idle_{total}] = E[coll_{total}] \Rightarrow (E[N_c] + 1)E[idle] = E[N_c]E[coll] \quad (7)$$

在文献[8]的研究基础上,文献[22]进一步对上式近似优化条件的成立进行了数学证明,其结果表明,最小化 $E[T_v]$ 的最优发送概率求解等效于使得 $E[idle_{total}] = E[coll_{total}]$ 的发送概率求解.文献[15,16,21]则将该近似优化条件扩展应用于多优先级业务网络中,利用公式(7)对各优先级业务的发送概率 p_i 进行近似优化求解.公式(7)直观的物理意义在于:如果节点的发送概率过小,节点之间竞争信道过于保守,则导致信道上出现过多的空闲时间,信道利用不够充分;如果节点的发送概率过大,节点之间竞争信道过于激励,则造成竞争碰撞的频繁发生,形成过多的无效信道占用.系统工作在最优状态下应达到二者之间的相互平衡.尽管上述 3 个文献的研究结果表明公式(7)给出的近似优化条件仍然适用于多优先级业务网络条件下的优化,但是它们都没有对其进行数学证明.因此,作为文献[22]工作的延伸,接下来本文首先对公式(7)在多优先级业务网络条件下扩展应用的适用性进行证明.

2.2 近似优化条件扩展应用证明

根据公式(1),系统吞吐量 S 可以表示为如下形式:

$$S = \sum_{i=1}^M S_i = \sum_{i=1}^M \frac{E[L_i] p_{pk}(i)}{E[T_v]} = \frac{\sum_{i=1}^M E[L_i] p_{pk}(i)}{E[T_v]} = \frac{\sum_{i=1}^M [E[L_i] \cdot (N_i p_i (1-p_i)^{N_i-1} \prod_{j=1, j \neq i}^M (1-p_j)^{N_j})]}{E[T_v] \cdot \sum_{i=1}^M [(N_i p_i (1-p_i)^{N_i-1} \prod_{j=1, j \neq i}^M (1-p_j)^{N_j})]} \quad (8)$$

根据公式(6)不同优先级业务流之间的吞吐量关系,有

$$\frac{p_j}{1-p_j} = \frac{E[L_j]}{E[L_i]} \cdot \frac{1}{r_{i,j}} \cdot \frac{p_i}{1-p_i} \quad (9)$$

利用上式,公式(8)进一步有

$$S = \frac{\frac{p_j}{1-p_j} \sum_{i=1}^M (N_i \cdot E[L_j] \cdot r_{i,j}) \cdot \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i}}{E[T_v] \cdot \frac{p_j}{1-p_j} \sum_{i=1}^M \left(N_i \cdot \frac{E[L_j]}{E[L_i]} \cdot r_{i,j} \right) \cdot \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i}} = \frac{\sum_{i=1}^M (N_i \cdot r_{i,j})}{E[T_v] \cdot \sum_{i=1}^M \left(N_i \cdot \frac{1}{E[L_i]} \cdot r_{i,j} \right)}, j \in [1, M] \quad (10)$$

可以看出,上式中除 $E[T_v]$ 以外的其他部分与发送概率 p_i 无关.因此,获得最大的系统吞吐量只需选择适当的 p_i , 使 $E[T_v]$ 取到最小值.在讨论最小化 $E[T_v]$ 之前,我们首先给出如下引理:

引理 1. 多优先级业务网络的优化中,各优先级业务流的吞吐量满足公式(6)关系时,信道上碰撞发生的平均持续时间 $E[coll]$ 和成功传输占用信道的平均持续时间 $E[suc]$ 与各优先级业务的发送概率 p_i 无关.

证明:以 T_{c_i} 和 T_{s_i} 分别表示优先级 i 业务节点在碰撞传输和成功传输情况下数据帧传输的信道占用时间.根据公式(2),我们可以将 $E[coll]$ 表示为 $E[coll] = E[T_c] + SIFS + T_{ack} + DIFS$.当系统工作在临近最优状态附近时,碰撞通常发生在两个同时传输的节点之间,而更多节点同时传输发生碰撞的概率非常小,可以忽略不计^[22].节点之间的传输发生碰撞时,碰撞占用信道的持续时间 T_c 取决于节点中时间最长的数据帧传输,即 $T_c = \max\{T_c(1), T_c(2)\}$.其中, $T_c(k)$ ($k=1,2$) 表示碰撞中两个节点各自的数据帧传输时间.当节点 k 属于优先级 i 时,有 $T_c(k) = T_{c_i}$.以 $P(i, j | collision)$ 表示在碰撞发生的条件下产生碰撞的两个节点分别是优先级 i 和优先级 j 节点的条件概率, $E[T_c]$ 和 $P(i, j | collision)$ 可以如下表示:

$$E[T_c] = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M (\max\{T_{c_i}, T_{c_j}\} \cdot P(i, j | collision)) \quad (11)$$

$$P(i, j | collision) = \begin{cases} A_i / \left(\sum_{m=1}^M A_m + \sum_{m,n=1}^M B_{m,n} \right), & i = j \\ B_{i,j} / \left(\sum_{m=1}^M A_m + \sum_{m,n=1}^M B_{m,n} \right), & i \neq j \end{cases} \quad (12)$$

其中, $A_m = \frac{N_m(N_m-1)}{2} \cdot \left(\frac{p_m}{1-p_m} \right)^2 \cdot \prod_{k=1}^M (1-p_k)^{N_k}$, $B_{m,n} = \frac{N_m p_m}{1-p_m} \cdot \frac{N_n p_n}{1-p_n} \cdot \prod_{k=1}^M (1-p_k)^{N_k}$.不失一般性,我们假设 $T_{c_i} > T_{c_{i+1}}$,

$i=\{1,2,\dots,M-1\}$.这样, $E[Tc]$ 可以进一步表示如下:

$$E[Tc] = \frac{\sum_{i=1}^M Tc_i A_i + \sum_{i=1}^M \sum_{j=i+1}^M Tc_i B_{i,j}}{\sum_{m=1}^M A_m + \sum_{m,n=1}^M B_{m,n}} \quad (13)$$

代入 A_m 和 $B_{m,n}$,结合公式(9),进行简单数学形式变换可得:

$$E[Tc] = \frac{\sum_{i=1}^M \left[Tc_i \frac{N_i(N_i-1)}{2} \cdot \left(\frac{E[L_k]}{E[L_i]} r_{i,k} \right)^2 \right] + \sum_{i=1}^M \sum_{j=i+1}^M \left[Tc_i \cdot N_i \frac{E[L_k]}{E[L_i]} r_{i,k} \cdot N_j \frac{E[L_k]}{E[L_j]} r_{j,k} \right]}{\sum_{i=1}^M \left[\frac{N_m(N_m-1)}{2} \cdot \left(\frac{E[L_k]}{E[L_m]} r_{m,k} \right)^2 \right] + \sum_{m=1}^M \sum_{n=m+1}^M \left[N_m \frac{E[L_k]}{E[L_m]} r_{m,k} \cdot N_n \frac{E[L_k]}{E[L_n]} r_{n,k} \right]}, \quad k \in [1, M] \quad (14)$$

显然,上式表明 $E[Tc]$ 与发送概率 p_i 无关.由此得证 $E[coll]$ 与发送概率 p_i 无关.此外, $E[suc]$ 可以表示为 $E[suc] = E[Ts] + SIFS + T_{ack} + DIFS = \sum_{i=1}^M Ts_i p_{pkt}(i) + SIFS + T_{ack} + DIFS$,与公式(8)~公式(10)类似,容易证明 $\sum_{i=1}^M Ts_i p_{pkt}(i)$ 与发送概率 p_i 无关.因此, $E[suc]$ 同样与发送概率 p_i 无关.限于篇幅,在此不再赘述,证毕. \square

对公式(4)中的 $E[N_c]$ 作如下形式变换:

$$E[N_c] = \left\{ 1 - \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i} - \left(\sum_{i=1}^M \frac{N_i p_i}{1-p_i} \right) \cdot \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i} \right\} / \left\{ \left(\sum_{i=1}^M \frac{N_i p_i}{1-p_i} \right) \cdot \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i} \right\} \quad (15)$$

令 $P = \prod_{i=1}^M (1-p_i)^{N_i}$, $Q = \sum_{i=1}^M \frac{N_i p_i}{1-p_i}$,上式可以简写如下:

$$E[N_c] = (1-P-Q \cdot P)/(Q \cdot P) \quad (16)$$

同样地,公式(5)中的 $E[idle]$ 可以简写如下:

$$E[idle] = T_{idle} \cdot P/(1-P) \quad (17)$$

由引理1可知, $E[coll]$ 和 $E[suc]$ 与 p_i 无关.因此,根据公式(3),最小化 $E[T_v]$ 等效于使下式取得最小值:

$$\frac{1-P}{Q \cdot P} \cdot E[coll] + \frac{1}{Q} \cdot T_{idle} \quad (18)$$

令 $f(i,j) = E[L_i]/(E[L_j] \cdot r_{i,j})$,特别地, $r_{i,i}=1$,因此有 $f(i,i)=1$.根据公式(6),有

$$p_j = f(i,j) p_i / (f(i,j) p_i + 1 - p_i) \quad (19)$$

利用公式(9), Q 可以如下表示:

$$Q = \sum_{i=1}^M \frac{N_i p_i}{1-p_i} = \left(\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j \right) \cdot \frac{p_i}{1-p_i} \quad (20)$$

类似地,利用公式(19), $(1-P)/P$ 可以如下表示:

$$\frac{1-P}{P} = \prod_{i=1}^M \left(\frac{1}{1-p_i} \right)^{N_i} - 1 = \prod_{j=1}^M \left(\frac{f(i,j) p_i}{1-p_i} + 1 \right)^{N_j} - 1 \quad (21)$$

令 $x = p_i/(1-p_i)$,根据文献[10,21]的研究,当节点数量 N_i 较大时, $p_i \ll 1$.应用泰勒(Taylor)公式,上式可以有如下近似:

$$\frac{1-P}{P} = \prod_{j=1}^M (f(i,j)x + 1)^{N_j} - 1 \approx \left(\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j \right) x + \frac{1}{2} \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j \right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i,j)^2 N_j \right) x^2 \quad (22)$$

这样,将公式(20)和公式(22)代入公式(18),有

$$\frac{\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j + \frac{1}{2} \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j \right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i,j)^2 N_j \right) x}{\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j} \cdot E[coll] + \frac{1}{\left(\sum_{j=1}^M f(i,j) N_j \right) x} \cdot T_{idle} \quad (23)$$

显然,根据不等式的性质,上式取得最小值时, x 有如下取值:

$$x = \sqrt{\frac{2T_{idle}}{\left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j)N_j\right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j\right) \cdot E[coll]}} \quad (24)$$

这样,我们得到了使 $E[T_v]$ 最小的 x . 定义 η 为信道上空闲时间 $E[idle_{total}]$ 与碰撞传输占用时间 $E[coll_{total}]$ 之比, 由于信道行为是虚拟传输时间段的再生过程^[8], 因此 η 也等于 IO 与 CO 之比. η 可以表示如下:

$$\eta = E[idle_{total}] / E[coll_{total}] = [(E[N_c] + 1)E[idle]] / [E[N_c]E[coll]] \quad (25)$$

代入公式(16)和公式(17), η 进一步有

$$\eta = T_{idle} / \{E[coll] \cdot [(1-P)/P-Q]\} \quad (26)$$

再代入公式(20)和公式(22), 有

$$\eta = \frac{T_{idle}}{E[coll] \cdot \left(\frac{1-P}{P} - Q\right)} \approx \frac{T_{idle}}{E[coll] \cdot \frac{1}{2} \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j)N_j\right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j\right) x^2} \quad (27)$$

最后, 代入公式(24)使得 $E[T_v]$ 最小的 x , 我们得到系统工作在最优状态下时的 η , 有

$$\eta_{opt} \approx \frac{T_{idle}}{E[coll] \cdot \frac{1}{2} \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j)N_j\right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j\right) x^2} = 1 \quad (28)$$

至此, 我们证明了, 当 $E[T_v]$ 取得最小值时, $E[idle_{total}]$ 等于 $E[coll_{total}]$ 近似优化条件成立. 我们给出如下引理:

引理 2. 在多优先级业务网络中, 当获得最大系统吞吐量时, 满足最小化 $E[T_v]$ 条件的最优发送概率 p_i^* 可以通过 $E[idle_{total}] = E[coll_{total}]$ 的近似优化条件求解获得.

我们对上述结果进行了数值分析验证. 考虑 2 类优先级业务, 数据大小相等, $T_{c_i} = T_{S_i}$, 取 $f(1, 2) = 0.5$. 为了表示方便, 以 C_{t_i} 表示优先级 i 业务节点碰撞传输占用信道的归一化时间, 即 $C_{t_i} = (T_{c_i} + SIFS + T_{ack} + DIFS) / T_{idle}$. 相应 IEEE 802.11 协议参数设置在第 3 节统一给出. 图 2 描绘了利用 $\eta = 1$ 的近似优化条件计算获得的系统吞吐量和最优发送概率与利用公式(3)取得 $E[T_v]$ 最小时相应结果的相对误差曲线. 从结果可以看出, 利用近似优化条件得到的发送概率的相对误差在 10^{-2} 水平, 而系统吞吐量的相对误差甚至在 10^{-4} 水平. 同时我们发现, 系统吞吐量受发送概率在最优值附近的微小偏移影响并不敏感, 这与文献[22]在单优先级条件下观察到的现象类似.

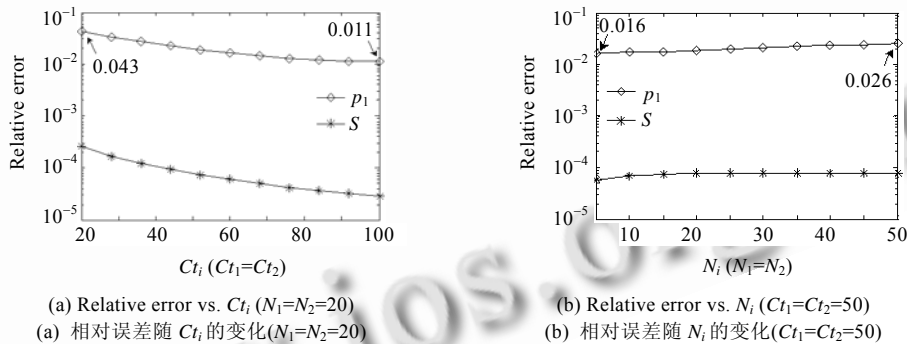


Fig.2 Relative error of system throughput and transmission probability

图 2 系统吞吐量和发送概率的相对误差

图 3 描绘了系统吞吐量的相对误差随 η 值变化的曲线. 数值计算结果表明, 理论最优值发生在 η 略大于 1 的地方. 而取 $\eta = 1$ 所造成的系统吞吐量相对误差仅在 10^{-4} 左右, 完全在实际工程应用可允许的误差范围内.

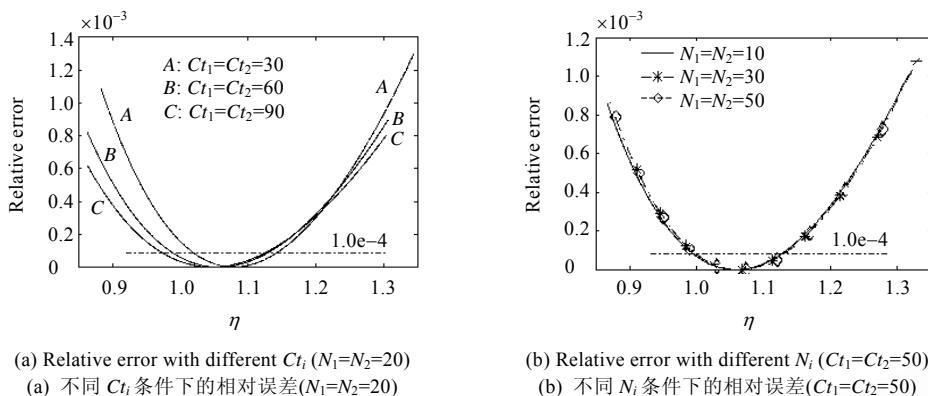


Fig.3 Relative error of system throughput vs. η

图3 系统吞吐量相对误差随 η 的变化曲线

2.3 QATC算法自适应优化调整思想

根据引理 2 的结论, η 可用于作为判断网络是否工作在最优状态下的准则. 针对 η 所反映出来的网络状态信息, 在不需知各优先级业务的节点数量 N_i 的条件下, 我们给出两种发送概率的调整策略, 其调整均以不受网络状态变化影响的 $\eta=1$ 为确定优化目标.

2.3.1 二阶逐次逼近法

联立公式(16)和公式(17), 消去 P 可得:

$$Q = T_{idle} / [E[idle] \cdot (E[N_c] + 1)] \quad (29)$$

代入 $E[idle] = E[idle_{total}] / (E[N_c] + 1)$, 这样, Q 可以进一步表示为

$$Q = T_{idle} / E[idle_{total}] \quad (30)$$

联立公式(20)和公式(30), 可以得到发送概率 p_i 与信道空闲时间 $E[idle_{total}]$ 之间的如下关系式:

$$\left(\sum_{j=1}^M f(i, j) N_j \right) \cdot \frac{p_i}{1 - p_i} = \frac{T_{idle}}{E[idle_{total}]} \quad (31)$$

假设网络当前工作于非最优状态下, 即 $E[idle_{total}] \neq E[coll_{total}]$. 为了获得信道利用率的最优化, 这时我们需要向着 $E[idle_{total}] = E[coll_{total}]$ 目标对发送概率 p_i 进行调整. 以 p'_i 表示调整后的发送概率 p_i , 我们假设最优的平衡点在 $(E[idle_{total}] + E[coll_{total}]) / 2$ 处, 因此 p'_i 应该满足如下关系式:

$$\left(\sum_{j=1}^M f(i, j) N_j \right) \cdot \frac{p'_i}{1 - p'_i} = \frac{2T_{idle}}{E[idle_{total}] + E[coll_{total}]} \quad (32)$$

联立公式(31)和公式(32), 作如下等式变换, 有

$$\frac{p_i}{1 - p_i} \bigg/ \frac{p'_i}{1 - p'_i} = \frac{E[idle_{total}] + E[coll_{total}]}{2E[idle_{total}]} = \frac{\eta + 1}{2\eta} \quad (33)$$

最后, 我们得到调整后的发送概率 p'_i 表示如下:

$$p'_i = \frac{2\eta p_i}{1 + \eta + \eta p_i - p_i} \quad (34)$$

可以看出: 当 $\eta=1$ 时有 $p'_i = p_i$, 即这时不需要进行发送概率的调整; 当 $\eta>1$ 时, 调整结果 $p'_i > p_i$; 当 $\eta<1$ 时, 调整结果 $p'_i < p_i$, 调整过程将最终收敛于 $\eta=1$. 容易证明, 各优先级业务的发送概率在经历了 $p_i \rightarrow p'_i$ 的调整后, 仍然满足公式(6)的吞吐量关系. 在上述发送概率的调整过程中, 当 $E[idle_{total}] \neq E[coll_{total}]$ 时, 我们总是假设平衡点在 $(E[idle_{total}] + E[coll_{total}]) / 2$ 处而以此作为 p_i 调整逼近的下一阶段目标. 实际上, $(E[idle_{total}] + E[coll_{total}]) / 2$ 处并不是真实的平衡点, 但是调整过程以 $(E[idle_{total}] + E[coll_{total}]) / 2$ 的速度向着平衡点进行逐次逼近, 因此称其为二阶逐次逼近法. 考虑 2 类优先级业务, 设置发送概率初始值 $p_1=0.1$, 且 $f(1,2)=0.5$, 图 4 给出了几种不同网络情景下发送概率

的优化调整过程.可以看出,尽管初始值偏离最优值存在较大的差距,但是仍然可以通过几次迭代调整,较快地使发送概率逼近最优值,并且最终收敛于 $\eta=1$ 的平衡点.

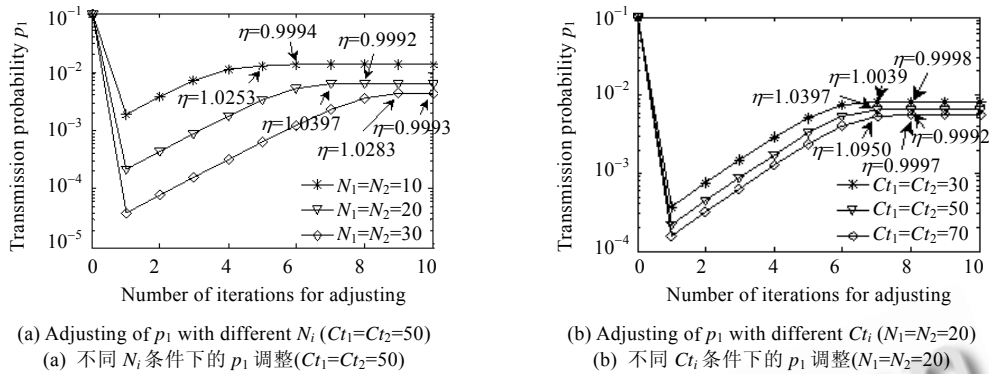


Fig.4 Adjusting of transmission probability using scheme 1

图4 方法1发送概率的调整变化过程

2.3.2 快速直接逼近法

尽管二阶逐次逼近的方法可以较快地优化调整发送概率,但是在动态变化急剧的网络中,调整速度难以快速跟踪网络状态的变化.本节将进一步寻求一种更快的调整方法.由公式(27)可以得到如下关于 η 和 x 的关系式:

$$\frac{1}{2} \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j) N_j \right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j \right) x^2 = \frac{T_{idle}}{\eta \cdot E[coll]} \tag{35}$$

利用上式,我们得到发送概率 p_i 与 η 之间满足如下关系式:

$$x = \frac{p_i}{1 - p_i} = \sqrt{\frac{2T_{idle}}{\eta \cdot E[coll] \cdot \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j) N_j \right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j \right)}} \tag{36}$$

当网络工作在最优状态下时,根据引理2,这时有 $\eta=1$.将 $\eta=1$ 代入上式,因此,最优发送概率 p_i^* 有如下关系:

$$\frac{p_i^*}{1 - p_i^*} = \sqrt{\frac{2T_{idle}}{E[coll] \cdot \left(\left(\sum_{j=1}^M f(i, j) N_j \right)^2 - \sum_{j=1}^M f(i, j)^2 N_j \right)}} \tag{37}$$

联立公式(36)和公式(37),作如下等式变换:

$$\frac{p_i}{1 - p_i} \bigg/ \frac{p_i^*}{1 - p_i^*} = \frac{1}{\sqrt{\eta}} \tag{38}$$

这样,我们得到如何根据当前非最优发送概率 p_i 到最优发送概率 p_i^* 的调整关系:

$$p_i^* = \frac{p_i \sqrt{\eta}}{1 - p_i + p_i \sqrt{\eta}} \tag{39}$$

上式作为我们算法设计的重要基本结论,我们给出如下引理:

引理3. 当系统工作在非最优状态下时,各优先级业务的发送概率 p_i 需要进行如下调整才能使得系统工作在最优状态下:

$$p_i' = \frac{p_i \sqrt{\eta}}{1 - p_i + p_i \sqrt{\eta}} \tag{40}$$

同样地,各优先级业务的发送概率在经历了 $p_i \rightarrow p_i'$ 的调整后,仍然满足公式(6)的吞吐量关系.与逐次逼近的调整方法不同,引理3的调整直接以最优发送概率作为调整目标,因此有更快的调整速度.同样设置发送概率初始值 $p_1=0.1, f(1,2)=0.5$,图5给出了不同网络情景下发送概率的优化调整过程.与前一节的调整方法相比可以看出,即使在发送概率偏离最优值较多时,快速逼近法也仅仅只需通过两次迭代调整即可使发送概率逼近最优

值.当发送概率偏离最优值较少时,则只需经过 1 次调整即可逼近最优值.

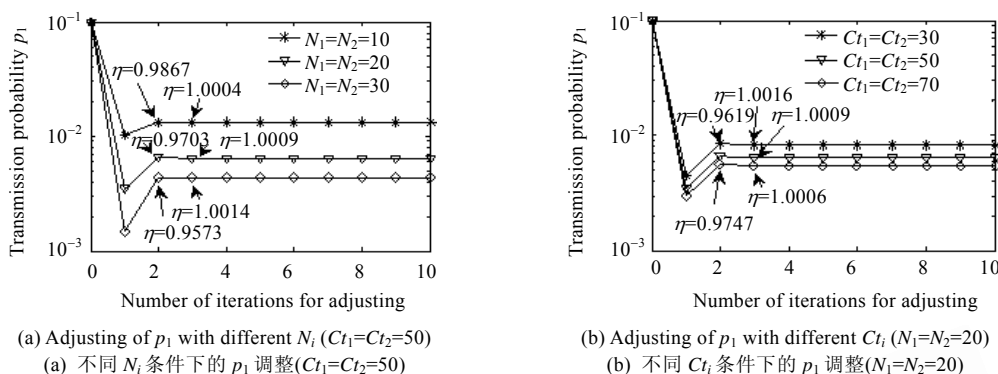


Fig.5 Adjusting of transmission probability using scheme 2

图 5 方法 2 发送概率的调整变化过程

2.4 QATC算法描述

与文献[21]的 QDA-MAC 算法在每次发送尝试后都进行发送概率 p_i 的调整不同,为了降低调整开销,QATC 算法将 p_i 的调整时间间隔 T_{renew} 设置为信道经历 N_u 个虚拟传输时间段的时间,即 $T_{renew}=N_u \cdot T_v$. N_u 可以根据网络中活跃节点数量等网络要素改变的频繁程度进行合理取值.例如,当网络中活跃节点数量改变较频繁时,我们应当选取较小的 N_u ,以及时跟踪节点数量的改变而调整各类业务的发送概率;相反,当网络中活跃节点数量改变缓慢时,我们可以将 N_u 设置得较大,以减少频繁调整发送概率造成的不必要的系统开销.在每个周期时间 T_{renew} 内,节点需要侦听信道以记录信道经历的空闲时间和碰撞传输时间.以 $T_{renew}(k)$ 表示第 k 个 T_{renew} 时间间隔, $Idle(k)$ 和 $Coll(k)$ 分别表示 $T_{renew}(k)$ 时间内信道经历的空闲时间和碰撞传输时间.为了避免系统状态随机抖动导致的信息反映失真, $T_{renew}(k)$ 时间结束后,算法采用指数加权滑动平均(exponential weighted moving average,简称 EWMA)的方式计算平均信道空闲时间 $E[Idle(k)]$ 和平均碰撞传输时间 $E[Coll(k)]$:

$$E[Idle(k)] = \alpha E[Idle(k-1)] + (1-\alpha)Idle(k) \quad (41)$$

$$E[Coll(k)] = \alpha E[Coll(k-1)] + (1-\alpha)Coll(k) \quad (42)$$

上式中, α 为平滑因子,其取值将影响算法对系统状态改变的动态适应快慢.以 $\eta(k)$ 表示 $T_{renew}(k)$ 时间结束后 η 的计算大小, $\eta(k) = E[Idle(k)]/E[Coll(k)]$. 这样,我们可以根据引理 3 计算第 $k+1$ 个 T_{renew} 时间间隔内各优先级业务的发送概率优化调整值 $p_i(k+1)$:

$$p_i(k+1) = \frac{p_i(k)\sqrt{\eta(k)}}{1 - p_i(k) + p_i(k)\sqrt{\eta(k)}} \quad (43)$$

为了避免发送概率 p_i 在最优值附近频繁调整,我们设置触发调整动作的 η 取值范围为 $(1-\Delta\eta, 1+\Delta\eta)$, 即当 η 有 $1-\Delta\eta < \eta < 1+\Delta\eta$ 时, QATC 算法不执行 p_i 的调整. 根据引理 2 相关的数值分析结果, η 在 $(0.95, 1.05)$ 范围内造成的相对误差均很小,因此本文将 $\Delta\eta$ 取值为 0.05. 与文献[10,11,20]类似,为简便起见,我们设置节点的竞争窗口大小 CW_i 保持不变(不进行指数后退),发送概率 p_i 和 CW_i 之间有如下关系^[11,20]:

$$p_i = 2/(CW_i + 1) \quad (44)$$

这样,在获得发送概率的优化值 $p_i(k+1)$ 更新之后,可以相应地获得竞争窗口的优化值 $CW_i(k+1)$:

$$CW_i(k+1) = \text{roundint}(2/p_i(k+1)) - 1 \quad (45)$$

其中, $\text{roundint}(\cdot)$ 表示四舍五入到整数.

图 6 给出了 QATC 算法执行的伪代码. 算法的工作方式可以是集中式,也可以是分布式. 在集中式方式下,算法由网络中的 AP(access point)或是选举产生的一个中心节点执行,并通过广播方式向网络中其他节点通告调整结果. 分布式方式下,算法独立地执行于每个节点上. 与已有文献给出的分布式优化算法类似地^[8,9,14,20,21],对于

网络中新接入的节点,我们需要将当前网络状态下的参数优化值传递给这些节点,以保证网络中所有同类型节点具有一致的参数设置.QATC 算法在优化调整过程中需要以前一时刻的发送概率为基础,因此,新接入节点我们需要设置其初始发送概率为当前网络状态下与之优先级相对应的 p_i .不同优先级接入节点可以参照网络中定义的参考优先级信息进行相应 p_i 的设置.设 r 为参考优先级, r 可以是网络中实际存在的一个优先级,也可以是一个虚拟的优先级(节点数量 $N_r=0$).参考优先级的信息(包括 p_r 和 $E[L_r]$)可采取在网络当中所有节点上均保存并维护一份,并在 Beacon 帧中或是 RTS/DATA 帧的 MAC 头部保留字段中捎带的方式发布.新接入节点在提取到参考优先级信息后,根据公式(19)描述的关系进行初始发送概率 p_i 的设置,我们将其形式重新整理如下:

$$p_i = \frac{P_r}{f(i, r) + p_r - p_r f(i, r)} \quad (46)$$

```

/* Execute upon the end of each updating interval  $T_{renew}$ 
/* At the end of the  $k$ th updating interval  $T_{renew}(k)$ 
Begin
1. Update the estimation of  $E[Idle]$ :  $E[Idle(k)] = \alpha E[Idle(k-1)] + (1-\alpha)Idle(k)$ 
2. Update the estimation of  $E[Coll]$ :  $E[Coll(k)] = \alpha E[Coll(k-1)] + (1-\alpha)Coll(k)$ 
3. Compute the  $\eta$ :  $\eta(k) = E[Idle(k)]/E[Coll(k)]$ 
4. If  $1-\Delta\eta < \eta(k) < 1+\Delta\eta$  is false then
   For  $i=1$  to  $M$ 

$$p_i(k+1) = \frac{p_i(k)\sqrt{\eta(k)}}{1 - p_i(k) + p_i(k)\sqrt{\eta(k)}}$$

   End for
   End if
5. If packet size has changed, compute  $f(i, r)$  and regulate  $p_i$  by  $p_i = \frac{P_r}{f(i, r) + p_r - p_r f(i, r)}$ 
6. Set the contention window size to  $CW_i(k+1)$ :  $CW_i(k+1) = \text{roundint}(2/p_i(k+1)-1)$ 
End
/* Go into the  $(k+1)$ th updating interval

```

Fig.6 Pseudocode of the algorithm QATC

图6 QATC 算法伪代码

在算法第 5 步中,当某一优先级业务数据大小发生改变时,其发送概率需要重新以公式(46)进行“校准”,以满足公式(6)吞吐量关系不变.我们对 QATC 算法的有效性进行了数值分析验证.设置 $r_1, r=2, r_2, r=1, r$ 为虚拟的参考优先级,各优先级分组大小为 $L_r=1000, L_1=800, L_2=1200$ bytes.网络初始节点数量 $N_1=N_2=20$,并且 p_r 初始设置 $p_r=0.1$,随后不断增加各优先级的节点数量.表 1 给出了 QATC 算法的数值分析结果,其中,算法这里采用 $\Delta\eta=0$ 以确定其收敛特性,理论最优值由公式(3)取得 $E[T_v]$ 最小值时得出.可以看出,QATC 算法使得节点数量变化条件下网络仍然能够工作于 $\eta=1$ 近似最优状态下,其产生的系统吞吐量相对误差也非常小.

Table 1 Numerical analysis results of QATC algorithm

表 1 QATC 算法数值分析结果

N_1/N_2	QATC algorithm				Theoretical optimal values		Relative error of throughput
	p_r	p_1	p_2	η	p_1	p_2	
20/20	0.2657e-2	0.6617e-2	0.2216e-2	1.0000	0.6461e-2	0.2163e-2	0.5939e-4
20/30	0.2325e-2	0.5792e-2	0.1938e-2	1.0000	0.5655e-2	0.1892e-2	0.5869e-4
20/40	0.2069e-2	0.5157e-2	0.1725e-2	1.0000	0.5035e-2	0.1684e-2	0.5815e-4
20/50	0.1866e-2	0.4651e-2	0.1555e-2	1.0000	0.4541e-2	0.1518e-2	0.5773e-4
30/50	0.1483e-2	0.3700e-2	0.1236e-2	1.0000	0.3613e-2	0.1207e-2	0.6014e-4
40/50	0.1232e-2	0.3075e-2	0.1027e-2	1.0000	0.3002e-2	0.1003e-2	0.6192e-4
50/50	0.1054e-2	0.2632e-2	0.0879e-2	1.0000	0.2569e-2	0.0858e-2	0.6327e-4

与我们在文献[21]中提出的 QDA-MAC 算法相比,本文的 QATC 算法更为简洁.QDA-MAC 算法的设计以坚持因子动态更新近似地跟踪逼近于近似优化条件为基础,并且需要对非线性方程组进行迭代求解,其求解的复

杂度随业务优先级类数量 M 的增加而非线性增加。QATC 算法的设计采用了以非最优发送概率直接向最优发送概率进行调整的方法,调整更快速,而且整个算法执行过程中没有复杂的非线性方程组迭代求解要求,其计算复杂度仅为 $O(M)$ 线性关系。因此,即使网络中优先级类数量 M 较大也不会造成计算复杂度的过多增加,这使得 QATC 算法在规模网络的应用中扩展性更好。此外,在业务数据大小不发生改变的情况下,QATC 算法还具有不同优先级 p_i 的调整可以相互独立地进行的优点,大大简化了算法实现的复杂性。

2.5 QATC算法扩展应用

无线通信通常受信道环境因素的影响,不同节点之间的通信因信道质量的不同而具有不同的数据传输速率。为了适应信道质量动态改变的特性,IEEE 802.11 标准提供了多速率数据传输的支持,如 802.11b 就提供了 11,5.5,2 以及 1Mbps 等多种传输速率。当节点间通信的信道质量发生改变时,节点将根据当前的信道质量情况调整自身数据发送的速率大小,以使其获得更大的信道利用率。文献[23]的研究指出,系统的吞吐量性能受网络中节点不同传输速率的影响。传输速率较大的节点所能获得的吞吐量性能,受网络中传输速率较小的节点的限制。这是因为 IEEE 802.11 标准设置下,不同速率的节点接入信道发送的机会均等,速率较小的节点发送数据占用了相对较多的信道时间,而速率较大的节点只获得了少部分的信道时间,造成了信道利用率的大幅度降低,影响了整个系统的吞吐量性能。文献[24–26]的研究表明,为了提高系统的吞吐量性能,需要改变节点的信道分享机制,以基于时间的公平性机制分享信道资源,使得采用不同速率进行数据发送的节点获得平等的信道占用时间。

假设网络中节点可能采取的发送速率有 M' 类,分别为 $R_i(i=1,2,\dots,M')$ 。以 N'_i 表示其中采用速率 R_i 传输数据的节点数量,以 p'_i 表示采用速率 R_i 传输数据的节点的发送概率,其成功传输数据的信道占用时间表示为 suc'_i 。不同传输速率的节点获得的信道占用时间之间满足如下关系:

$$r'_{i,j} = \frac{suc'_i \cdot p'_i (1-p'_i)^{N'_i-1} \prod_{k=1, k \neq i}^{M'} (1-p'_k)^{N'_k}}{suc'_j \cdot p'_j (1-p'_j)^{N'_j-1} \prod_{k=1, k \neq j}^{M'} (1-p'_k)^{N'_k}} = \frac{suc'_i \cdot p'_i (1-p'_j)}{suc'_j \cdot p'_j (1-p'_i)} \quad (47)$$

基于信道占用时间的公平准则(time-based fairness,简称 TF)要求以不同速率发送的节点占用信道的的时间相等,即 $r'_{i,j} = 1$ 。在 TF 准则下,文献[25,26]的研究讨论了如何优化节点的发送概率以使得整个系统的吞吐量性能最大。文献[25]给出了一种集中式的优化方法和一种分布式的优化方法。在其集中式优化方法中,网络的中心控制节点根据各发送速率类节点的 N'_i 和 suc'_i 等信息,近似计算得到了发送概率 p'_i 的最优值。但是在其分布式的优化方法中,由于无法获得节点数量信息 N'_i ,因此作者仅采用了 $CW'_i = suc'_i CW'_j / suc'_j$ 的区别竞争窗口设置提高系统的吞吐量性能。本质上,这样进行竞争窗口设置只是解决了信道占用时间的公平性问题,没有实质上达到优化的目的^[26]。文献[26]给出了一种分布式的 TFCSMA 优化方法,但该方法仍然基于假设已知节点数量信息 N'_i ;同时作者指出,获得 N'_i 非常困难。目前已有文献提出的获得节点数量的方法无法适用于多速率的无线网络中。

对比公式(6)和公式(47)可以看出,多速率网络的优化与多优先级网络的优化两者具有相似性。容易证明,前面引理1和引理2的结论同样适用于多速率网络的情况。这样,QATC算法也因而可以适用于多速率网络的优化。限于篇幅,我们在此不再对 QATC 算法在多速率网络下的优化进行推证。QATC 算法用于多速率网络的优化可以直观地这样理解:当网络中节点之间通信的信道质量得到改善时,采用较高速率发送的节点增多,使得碰撞发生占用信道的的时间得到降低,碰撞造成的信道开销减小,即 $\eta > 1$,因而这时需要提高各发送速率节点的发送概率 p'_i ;反过来,当网络中节点之间通信的信道质量恶化时,采用较低速率发送的节点增多,碰撞发生占用信道的的时间增加,碰撞造成的信道开销增多,即 $\eta < 1$,因此,相应地,这时需要降低各发送速率节点的发送概率 p'_i 。由于不需要获得节点数量信息 N'_i ,QATC 算法在实现优化目的的同时克服了文献[25,26]优化方法在应用中的不足。

3 算法性能分析

为了对 QATC 算法的实际性能有充分的了解,本文采用 NS-2^[27]仿真工具对其在多种场景下的系统性能进行了仿真分析。仿真中,IEEE 802.11 协议相关各项参数设置遵从 IEEE 802.11 标准规范^[1],具体详见表2。算法采用分布式方式运行,参考优先级信息在 MAC 头部字段中进行发布。我们主要从系统吞吐量、碰撞概率、数据传

传输延迟等几方面对算法性能进行评价,其中,碰撞概率为信道上发生节点竞争接入信道冲突的概率,传输延迟定义为数据从到达节点发送队列的队头开始直到其被节点传输后离开节点队列的持续时间。

Table 2 IEEE 802.11 parameter settings

表 2 IEEE 802.11 参数设置

Parameter	Value	Parameter	Value
MAC header	272 bits	SIFS	10 μ s
PHY header	192 μ s	CW_{\min}	32
RTS	160 bits	CW_{\max}	1 024
CTS	112 bits	Retry limit	7
ACK	112 bits	Packet size	1000 bytes
DIFS	50 μ s	Channel basic rate	2 Mbps
aSlotTime	20 μ s	Channel data rate	11 Mbps

为了便于说明问题,多优先级业务网络仿真场景中只考虑两类优先级业务存在,分别以 AC1 表示高优先级业务,AC2 表示低优先级业务,并且设置 $r_{1,2}$ 为 2.每类业务发送数据的大小相等且在仿真过程中保持不变,参数 $N_i=50$.数据传输不产生误码,并且网络中不存在隐藏终端问题,即网络为单跳 ad hoc 结构网络。

3.1 仿真场景说明

仿真场景 1:考察算法对业务节点数量改变的动态适应性能.设置节点数量 $N_1=N_2=20$,节点的发送队列中始终有数据需要发送.当仿真时间持续到 10s 时,增加 AC1 的节点数量为 $N_1=40$.仿真运行到 20s 结束。

仿真场景 2:考察算法在不同业务节点数量以及不同业务数据大小等网络条件下的性能.网络中节点数量从 $N_1=N_2=5$ 增加到 $N_1=N_2=50$,业务数据大小从 20bytes 到 2 500bytes 进行变化,分别统计系统的吞吐量、碰撞概率、平均传输时延等性能,并与标准 IEEE 802.11 EDCA 机制(设置 $CW_{\min}(AC1)=16, CW_{\min}(AC2)=32$)以及文献[20]基于调度的 802.11 EDCA+MCC(idle-based)方法在相同场景下的仿真结果进行分析与比较。

仿真场景 3:考察算法在多速率网络条件下的性能.考虑一个存在多种发送速率节点的网络,节点在数据发送时可选择包括 11,5.5,2Mbps 等 3 种不同大小的速率.受信道质量动态变化的影响,我们假设节点能够以某一个速率发送数据的持续时间(s)服从参数为 $\mu=0.2$ 的负指数分布,并且节点处于任一发送速率状态的稳态概率相等.在不同节点数量和不同数据大小的网络条件下,统计系统的吞吐量、碰撞概率、平均传输时延等性能,并与标准 IEEE 802.11 DCF 机制以及文献[25]的分布式方法($C_{\min}^{11Mbps}=32$)在相同场景下的仿真结果进行分析与比较。

3.2 仿真结果及其分析

图 7 是利用场景 1 仿真 QATC 算法得到的系统性能随仿真时间变化的结果.作为对比,图中同时给出了数值计算的理论最优结果.图 7(a)是系统的吞吐量和各优先级业务的累计吞吐量仿真结果,其中,数字标注的直线描绘的是数值计算的最优结果.可以看出,QATC 算法的采用使得网络获得了接近理论最优值的吞吐量性能.尽管在仿真时间进行到 10s 时网络中优先级 1 业务节点的数目发生了激烈的变化,但是由于 QATC 算法的自适应调节作用,使得网络能够始终工作在最优状态下,系统吞吐量并没有因为节点数量的增加而出现急剧下降的现象.图 7(b)的结果表明,通过动态控制不同优先级业务的发送概率,即使业务数量改变,业务之间的吞吐量比例也能始终维持在预设的 2.0 左右.图 7(c)描绘了信道上碰撞概率的变化情况.在 10s 时刻,节点数量的增加使得碰撞概率出现了短暂的激增,导致系统反映出 $\eta < 1$,算法将以此对各优先级业务的发送概率进行调整,如图 7(d)所示.随着算法将发送概率的调整降低,碰撞概率也得到降低,维持了系统的高吞吐量性能.图 7(d)还对比了 α 因子取不同参数时的发送概率调整结果.当 α 取值过大($\alpha=0.95$)时,信息更新过程中陈旧信息保留过多,导致了 η 反应滞后,因此调整收敛速度较慢,并且调整可能出现波动现象;而当 α 取值过小($\alpha=0.60$)时,由于随机性导致的系统状态抖动影响,调整结果显得平滑程度不足.实际应用中,我们选择 $\alpha=0.8$,能够到达较为理想的效果。

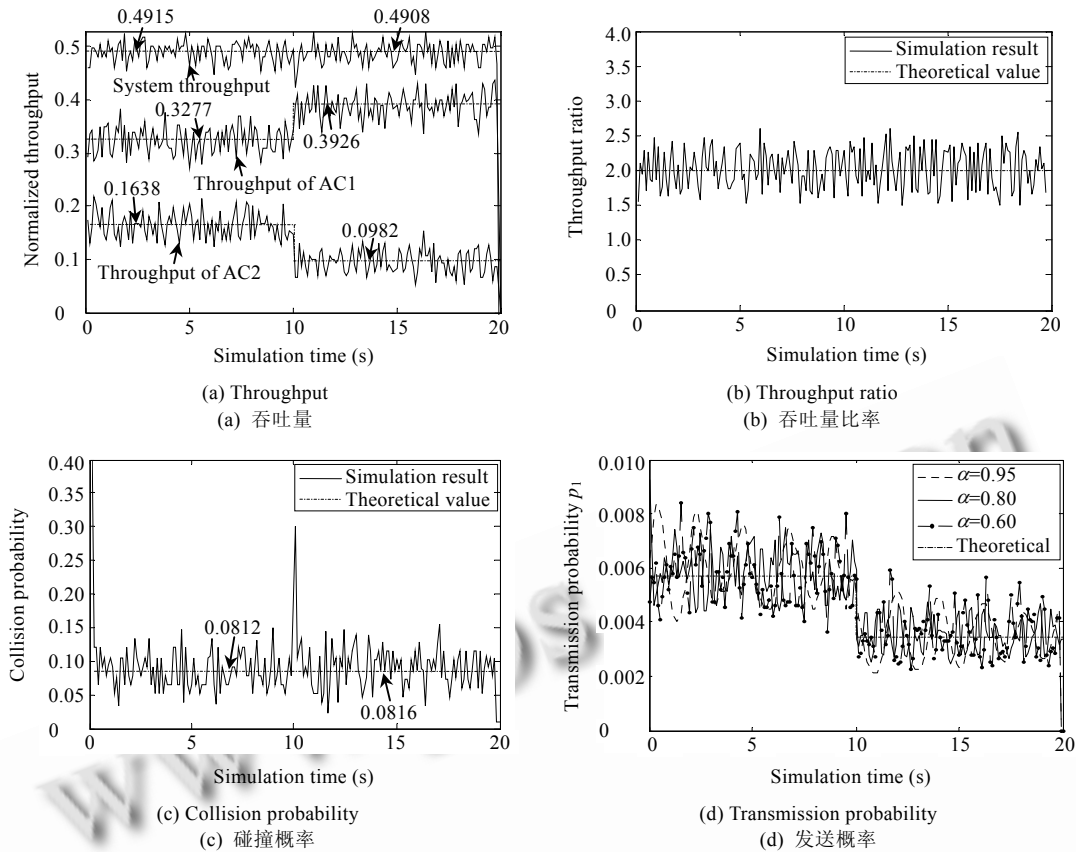


Fig.7 Simulation results for scenario 1

图 7 场景 1 的仿真结果

图 8 和图 9 是利用场景 2 仿真得到的系统性能结果,其中,图 8 和图 9 分别描绘了随业务节点数目变化和随业务数据大小变化的系统性能结果.从仿真结果来看,由于 QATC 具有随网络状态改变的动态自适应能力,因此不同节点数目和不同数据大小的网络中,QATC 算法都能获得接近理论最优的系统吞吐量性能,并且在不同业务节点数目的网络中,系统吞吐量大小基本保持不变.本质上,QATC 使系统吞吐量性能改善的原因在于,通过控制各优先级业务在不同网络状态下的发送概率,信道上的碰撞概率大为降低,如图 8(b)和图 9(b).这使得信道上碰撞传输造成的无效信道占用开销也因此大为降低,提高了信道的有效利用率.QATC 算法在提高系统吞吐量性能的同时,也降低了数据的传输延迟,如图 8(c)和图 9(c)所示.上述仿真实验结果表明, QATC 算法不仅能够为不同优先级业务提供 QoS 区分支持,而且能够在各种网络条件下使得系统整体性能最优,极大地优于 EDCA 机制和 EDCA+MCC 方法.QATC 算法在不同业务节点数目和不同业务数据大小的网络中都具有广泛的适用性.

图 10 是利用场景 3 仿真得到的系统性能结果.在多速率网络条件下,不同速率的节点发送同样大小的数据将造成不同时间长度的信道占用.为了提高信道的利用率,不同速率的节点需要以不同大小的概率发送数据,并且在不同网络条件下应该有相应的优化调整.802.11 DCF 和 Banchs 的分布式方法不具备随网络状态变化进行动态自适应调整的能力,因此无法满足在任何网络条件下都能使系统吞吐量性能最优.如图 10(a)所示,在 QATC 算法的自适应调整下,系统吞吐量性能接近理论最优的大小,并且同样几乎不受网络节点数量增加的影响.图 10(b)的结果表明,与标准 802.11 DCF 和 Banchs 的方法不同,QATC 算法没有因为节点数量的增加而使信道上碰撞概率增加,因此保持了较高的信道利用率,系统吞吐量性能得到维持.在不同数据大小的网络中,QATC 算

法同样获得了系统性能的大幅改善,其系统吞吐量性能仍然与理论最优值非常接近,如图 10(c)所示.

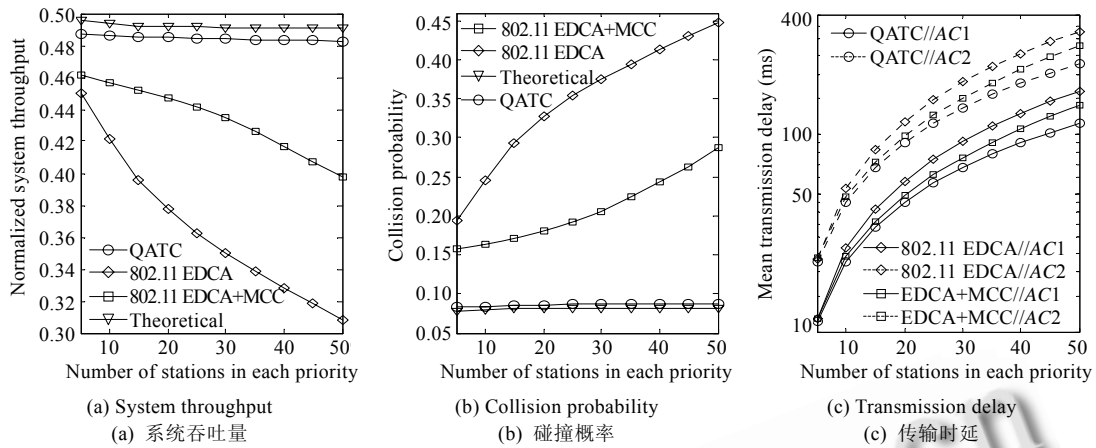


Fig.8 System performance with different number of traffic stations

图 8 随业务节点数目变化的系统性能结果

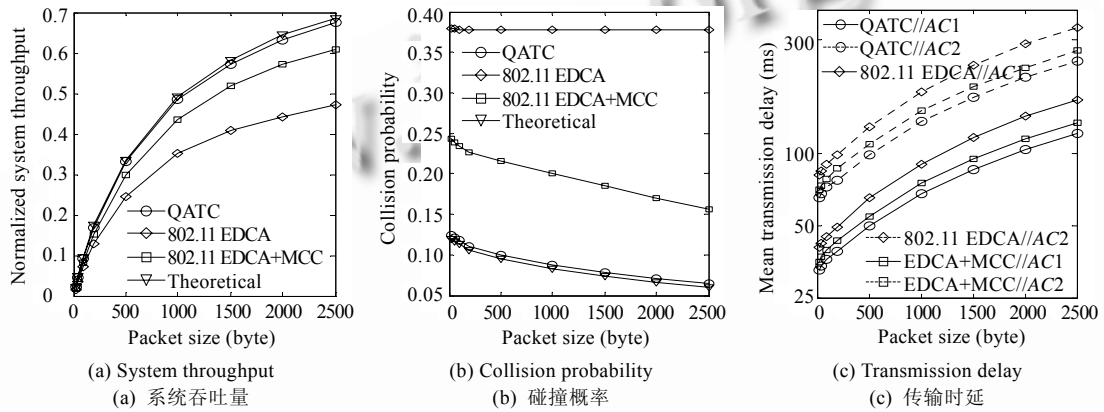


Fig.9 System performance with different packet sizes of traffic ($N_1=N_2=30$)

图 9 随业务数据大小变化的系统性能结果($N_1=N_2=30$)

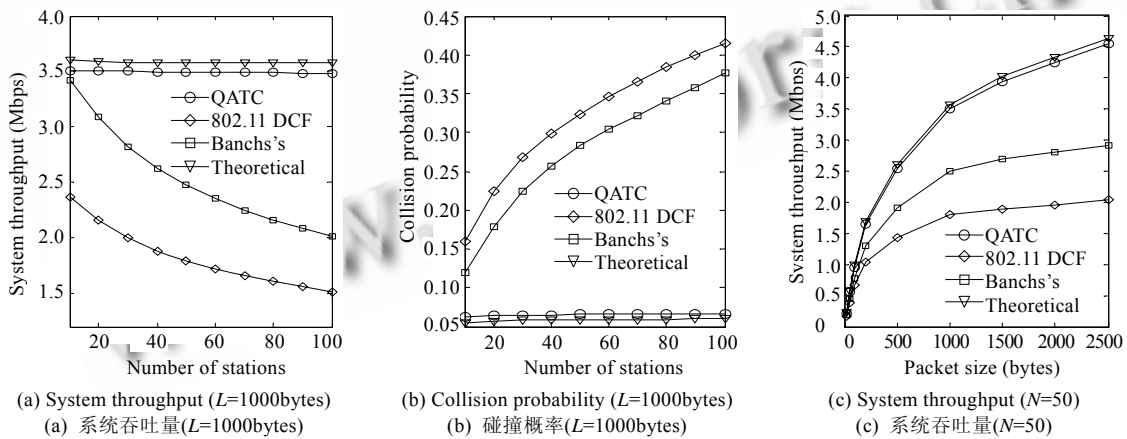


Fig.10 Simulation results for scenario 3

图 10 场景 3 的仿真结果

4 结束语

本文研究了基于 IEEE 802.11 MAC 协议实现 QoS 区分服务支持的系统性能优化问题.为了适应不同网络条件下的系统性能优化,协议参数需要随着网络状态的变化进行自适应的动态调整.尽管基于测量估计的参数调节方法可以有效地改善网络的性能,然而以往此类优化方法依赖于对网络中不同优先级业务节点数量的估计.当网络中业务优先级类别较多时,节点数量的估计目前尚存在较大的困难,并且基于节点数量估计的自适应方法难以适用于复杂多变的实际网络环境.本文基于 p -persistent 协议模型研究,对 Cali 引入的近似优化条件在多优先级业务 QoS 区分服务支持网络条件下的扩展应用进行了适用性证明.利用该扩展的近似优化条件,本文提出了一种支持 QoS 区分服务的 QATC 自适应优化算法.该算法无须进行节点数量的估计,并且与我们以前提出的 QDA-MAC 算法相比更为简洁,计算复杂度更低,各优先级业务发送概率调整具有相互独立的优点.此外, QATC 算法还可以扩展应用于多速率网络的优化.大量的仿真实验结果表明,由于 QATC 算法具备基于理论最优分析出发而设计的动态自适应调整能力,因此在不同网络条件下,算法均能在满足不同优先级业务之间进行 QoS 区分服务支持要求的同时,使整个网络的系统吞吐量性能达到接近理论最优的大小,大幅度提升了网络的性能.

本文的讨论基于 p -persistent 模型展开,因此, QATC 算法的设计思想可以扩展应用于其他基于 p -persistent 设计的随机信道访问 MAC 协议,如 predictive p -persistent CSMA.进一步的研究工作中,还需要讨论在非饱和和业务流传输、容迟约束限制等网络条件下的 QoS 支持和优化问题.

致谢 在此,我们向对本文的工作给予支持和建议的同行,尤其是电子科技大学通信与信息工程学院的毛玉明教授、冷甦鹏副教授以及所在教研室的老师和同学表示感谢.同时,我们还要特别感谢匿名审稿专家,他们的建设性修改意见对于我们论文质量的提升提供了很大的帮助.

References:

- [1] IEEE 802.11. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE Std. 802.11, 2007.
- [2] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000,18(3):535-547.
- [3] Kwak B, Song N, Miller LE. Performance analysis of exponential backoff. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2005,13(2):343-355. [doi: 10.1109/TNET.2005.845533]
- [4] Xiao Y. Performance analysis of priority schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2005,4(4):1506-1515.
- [5] Ozdemir M, McDonald AB. On the performance of ad hoc wireless LANs: A practical queuing theoretic model. Performance Evaluation, 2006,63(11):1127-1156. [doi: 10.1016/j.peva.2006.05.011]
- [6] Yang WD, Ma JF, Li YH. Performance analysis based on packet arrival rate for the IEEE 802.11 DCF. Journal of Software, 2008, 19(10):2762-2769 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/2762.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.02762]
- [7] Abdrabou A, Zhuang W. Service time approximation in IEEE 802.11 single-hop ad hoc networks. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2008,7(1):305-313.
- [8] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2000,8(6):785-799.
- [9] Cali F, Conti M, Gregori E. IEEE 802.11 protocol: Design and performance evaluation of an adaptive backoff mechanism. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000,18(9):1774-1786.
- [10] Ge Y, Hou CJ, Choi S. An analytic study of tuning systems parameters in IEEE 802.11e enhanced distributed channel access. Computer Networks, 2007,51(8):1955-1980.
- [11] Banachs A, Vollero L. Throughput analysis and optimal configuration of 802.11e EDCA. Computer Networks, 2006,50(11): 1749-1768. [doi: 10.1016/j.comnet.2005.07.008]
- [12] Fan Z. Throughput and QoS optimization for EDCA-based IEEE 802.11 WLANs. Wireless Personal Communications, 2007,43(4): 1279-1290. [doi: 10.1007/s11277-007-9301-4]
- [13] Long KP, Li Y, Zhao WL, Wang CG, Sohraby K. p -RWBO: A novel low-collision and QoS-supported MAC for wireless ad hoc

- networks. Science in China Series F: Information Sciences, 2008,51(9):1193–1203. [doi: 10.1007/s11432-008-0122-1]
- [14] Li B, Battiti R, Fang Y. Achieving optimal performance by using the IEEE 802.11 MAC protocol with service differentiation enhancements. IEEE Trans. on Vehicular Technology, 2007,56(3):1374–1387.
- [15] Hu RQ, Zha W, Qian Y, Cheng Y. An adaptive p -persistent 802.11 MAC scheme to achieve maximum channel throughput and QoS provisioning. In: Toh CK, ed. Proc. of the 2006 IEEE Wireless Communications and Networking Conf. New York: IEEE, 2006. 1705–1710.
- [16] Zha W, Hu RQ, Qian Y, Cheng Y. An adaptive MAC scheme to achieve high channel throughput and QoS differentiation in a heterogeneous WLAN. In: Cheng XZ, ed. Proc. of the 3rd Int'l Conf. on Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks. New York: ACM, 2006. 26–35.
- [17] Bianchi G, Tinnirello I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network. In: Matta I, ed. Proc. of the 22nd IEEE Int'l Conf. on Computer Communications. Piscataway: IEEE, 2003. 844–852.
- [18] Vercauteren T, Toledo AL, Wang XD. Batch and sequential Bayesian estimators of the number of active terminals in an IEEE 802.11 network. IEEE Trans. on Signal Processing, 2007,55(2):437–450. [doi: 10.1109/TSP.2006.885723]
- [19] Kim JS, Serpedin E, Shin DR. Improved particle filtering-based estimation of the number of competing stations in IEEE 802.11 networks. IEEE Signal Processing Letters, 2008,15:87–90.
- [20] Hu C, Hou JC. A novel approach to contention control in IEEE 802.11e-operated WLANs. In: Ramas S, ed. Proc. of the 26th IEEE Int'l Conf. on Computer Communications. Piscataway: IEEE, 2007. 1190–1198.
- [21] Bai X, Mao YM, Leng SP, Mao JB, Xie J. QoS differentiation based adaptive p -persistent MAC scheme for dynamic optimization of the channel utilization. Journal of Software, 2009,20(3):608–619 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3239.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03239]
- [22] Bruno R, Conti M, Gregori E. Optimal capacity of p -persistent CSMA protocols. IEEE Communications Letters, 2003,7(3):139–141. [doi: 10.1109/LCOMM.2002.808371]
- [23] Heusse M, Rousseau F, Berger-Sabbatel G, Duda A. Performance anomaly of 802.11b. In: Matta I, ed. Proc. of the 22nd IEEE Int'l Conf. on Computer Communications. Piscataway: IEEE, 2003. 836–843.
- [24] Babu AV, Jacob L. Fairness analysis of IEEE 802.11 multirate wireless LANs. IEEE Trans. on Vehicular Technology, 2007,56(5):3073–3088.
- [25] Banchs A, Serrano P, Oliver H. Proportional fair throughput allocation in multirate IEEE 802.11e wireless LANs. Wireless Networks, 2007,13(5):649–662.
- [26] Joshi T, Mukherjee A, Yoo Y, Agrawal DP. Airtime fairness for IEEE 802.11 multirate networks. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2008,7(4):513–527.
- [27] VINT Group. UCB/LBNL/VINT network simulator (version 2). <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>

附中文参考文献:

- [6] 杨卫东, 马建峰, 李亚辉. 基于分组到达率的 802.11 DCF 性能分析. 软件学报, 2008,19(10):2762–2769. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/2762.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.02762]
- [21] 白翔, 毛玉明, 冷甦鹏, 毛建兵, 谢军. QoS 区分的自适应 p -persistent MAC 算法对信道利用率的动态优化. 软件学报, 2009,20(3):608–619. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3239.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03239]



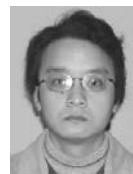
毛建兵(1981—),男,四川乐山人,博士,主要研究领域为无线局域网,无线自组织网络,无线网络系统性能优化.



毛玉明(1956—),男,教授,博士生导师,主要研究领域为宽带通信网,网络体系结构与协议分析,网络管理系统与协议.



冷甦鹏(1973—),男,博士,教授,主要研究领域为无线自组织网,传感器网络,无线宽带网络,下一代无线网络.



白翔(1977—),男,博士,主要研究领域为无线局域网,支持 QoS 的接入控制协议与算法.