

一种提高 IEEE 802.11 吞吐量和公平性的自适应优化算法

毛建兵 毛玉明 冷甦鹏

(电子科技大学通信抗干扰技术国家级重点实验室 成都 610054)

摘要: 该文提出了一种针对IEEE 802.11 DCF网络增强其吞吐量和公平性性能的自适应优化算法, 算法基于网络节点侦听信道得到的网络状态信息进行竞争发送的自适应调整以获得最优的网络性能, 称之为CSCC(Channel Sensing Contention Control)算法。算法采用了对节点的信道接入请求以概率参数 P_T 进行过滤的方法控制节点竞争接入信道的激烈程度, 其主要特点在于在优化调整过程中不需要进行计算复杂的网络节点数量估计, 并且可以在不同网络状态下围绕始终确定的优化目标进行参数优化调整。仿真实验结果表明, 算法能够适应不同节点数量和不同数据大小的网络进行自适应的网络优化调整, 并获得了系统吞吐量、碰撞概率、延迟、延迟抖动、公平性等多方面的性能改善。

关键词: 无线网络; IEEE 802.11 DCF; MAC 机制; 信道侦听; 自适应优化

中图分类号: TN915.04

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2009)11-2731-07

An Adaptive Optimization Scheme for IEEE 802.11 to Improve Throughput and Fairness Performance

Mao Jian-bing Mao Yu-ming Leng Su-peng

(National Key Lab of Communication, University of Electronic Science & Technology of China, Chengdu 610054, China)

Abstract: In this paper, an adaptive optimization scheme for IEEE 802.11 DCF is proposed to enhance the throughput and fairness performance. The scheme is based on channel sensing result for network state information and thus it is called CSCC (Channel Sensing Contention Control). The key idea to approach optimal performance dynamically in the new scheme is that the transmission attempt from the DCF is filtered by an adjustable probability P_T . CSCC does not need to perform complex on-line estimation of the number of active stations in the network, and can make adaptive tuning always toward the certain optimization object under various network states. Detailed simulation results show that the scheme can effectively adapt to various networks different in station number and packet size, and consequently achieve performance improvements on several aspects including system throughput, collision probability, delay, delay jitter, fairness and so on.

Key words: Wireless network; IEEE 802.11 DCF; MAC scheme; Channel sensing; Adaptive optimization

1 引言

以竞争方式共享利用信道的分布式协调机制DCF(Distributed Coordination Function)^[1]中, 节点竞争接入信道的激烈程度由二进制指数退避算法(Binary Exponential Backoff, BEB)控制和调节。文献[2]的研究表明, 基于DCF的网络, 系统吞吐量性能随着网络中活跃节点数量的增加而下降, 节点数量的增加使得BEB退避算法无法再有效地协调节点之间的信道竞争。已有文献提出的DCF优化方法包括两类, 一类以获得网络中活跃节点数量为基础, 根据节点数量信息进行确定性的参数优化调整^[3-5]; 而另一类则不需要知道活跃节点的数量,

通过寻求非节点数量直接相关的网络信息进行优化调整^[6-11]。由于DCF的分布式随机信道接入特性, 因此要获得网络中活跃节点的数量并不是一件容易的事情^[11]。尽管已有部分文献提出了一些针对性的估计算法^[12,13],但是这些估计算法都非常复杂, 实现上存在较大的困难。这使得研究与节点数量无直接关系的优化方法显得更为必要。

为了避免节点在成功发送数据后重置竞争窗口为最小值所引起的碰撞概率增加, 文献[6]和文献[7]采用了竞争窗口减半的改进方法。作为一般化扩展, 文献[8]提出的EIED(Exponential Increase Exponential Decrease)机制将竞争窗口的2倍调整关系改进为可调整因子的指数递增和指数递减关系。文献[9]提出的GDCCF(Gentle DCF)机制则要求节点在连续成功完成 c 个数据传输后才能将竞争窗口减半。尽管上述这些方法都一定程度上改善了

2008-08-25 收到, 2009-06-19 改回

国家自然科学基金(60802024)和国家863计划项目(2005AA121122, 2005AA123820)资助课题

DCF的吞吐量性能,但是他们并没有指出在怎样的条件下网络才是处于获得的吞吐量性能最大的最优工作状态。文献[10]和文献[11]利用侦听信道的方法获得网络是否工作在最优状态下的信息,分别提出了增强DCF性能的Idle Sense竞争窗口调整方法和过滤节点信道接入请求的AOB(Asymptotically Optimal Backoff)算法。为了改善BEB退避算法所存在的短期不公平性问题^[14](short-term unfairness),文献[14]提出了采用恒定大小的竞争窗口的方法,但是该方法在优化设置竞争窗口大小时需要获得节点数量信息。

本文将系统吞吐量性能的增强与改善BEB退避算法的短期不公平性问题两者结合考虑,提出了一种自适应优化算法CSCC(Channel Sensing Contention Control)。算法在自适应调整过程中不需要借助于节点数量信息,并且能够在不同网络状态下围绕始终确定的最优状态目标进行参数调整。仿真实验结果表明,CSCC算法获得了接近理论最优值的吞吐量性能,并且能够适应不同条件下运行网络的自适应优化调整。

2 DCF 近似优化条件

考虑一个由 n 个节点组成的网络,网络中无隐藏终端存在。节点采用DCF接入信道进行数据发送,任意时刻每个节点的发送队列中都始终有数据在等待发送。通过建立节点退避过程的2维离散Markov链模型,文献[2]得到了节点的发送概率 τ ,碰撞概率 p 以及竞争窗口 W 三者之间的关系式^[2]:

$$\tau = 2(1-2p)/[(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)] \quad (1)$$

其中 m 表示最大竞争窗口设置 $W_{\max}$ 允许的最大退避阶数,并且有 $W_{\max} = 2^m W_{\min}$, $W_{\min} = W$ 。在一个时隙里网络中有节点发送的概率为 $P_{tr} = 1 - (1-\tau)^n$,而其中只有一个节点发送成功的条件概率为 $P_s = n\tau(1-\tau)^{n-1}/(1-(1-\tau)^n)$ 。DCF的系统归一化吞吐量 S 可以表示如下^[2]:

$$S = P_s P_{tr} E[P] / [(1-P_{tr})T_{idle} + P_{tr} P_s T_{suc} + P_{tr}(1-P_s)T_{col}] \quad (2)$$

其中 T_{idle} , T_{col} 和 T_{suc} 分别表示空闲时隙、碰撞发生时隙以及成功传输时隙的时间; $E[P]$ 表示数据载荷的平均传输时间。定义 $T_{col}^* = T_{col}/T_{idle}$,利用式(2),可以得到系统在吞吐量性能最大条件下的最优发送概率为^[2]

$$\tau_{opt} = \frac{\sqrt{[n+2(n-1)(T_{col}^*-1)]/n}-1}{(n-1)(T_{col}^*-1)} \approx 1/\left(n\sqrt{T_{col}^*/2}\right) \quad (3)$$

尽管利用上式可进一步得到竞争窗口 W 的最佳取值 W_{opt} ^[5],但是应用该优化条件的前提是需要知道节点数量 n 。我们需要进一步寻求一个与节点数量无关的优化条件。定义时隙利用率 S_U 为时间 T 内信道经历的忙时隙数 N_{busy} 和总时隙数 N_{total} 之比,即 $S_U = N_{busy}/N_{total}$ 。利用节点发送概率 τ , S_U 可以表示为

$$S_U = N_{busy}/N_{total} = N_{total} \cdot P_{tr}/N_{total} = 1 - (1-\tau)^n \quad (4)$$

利用泰勒(Taylor)公式展开式(4)有

$$S_U = 1 - (1-\tau)^n \approx n\tau - n(n-1)\tau^2/2 \quad (5)$$

当节点数量 n 较大时,可以近似有 $n(n-1) \approx n^2$ 。将式(5)代入 τ_{opt} ,得到在最优条件下的 S_U 为

$$S_{U_{opt}} \approx n\tau - n(n-1)\tau^2/2 \approx (\sqrt{2T_{col}^*}-1)/T_{col}^* \quad (6)$$

可以看出, $S_{U_{opt}}$ 与节点数量 n 无关。这样,可以利用时隙利用率 S_U 作为系统是否工作在最优状态下的判断条件。当 $S_U < S_{U_{opt}}$ 时,表明信道利用不够充分,需要适当提高节点的发送概率;当 $S_U > S_{U_{opt}}$ 时,表明节点之间信道竞争过于激烈,应当适当降低节点的发送概率。

令 $\chi = n\tau$,并取 $n(n-1) \approx n^2$,由式(5)可以得到关于 χ 的方程: $\chi^2 - 2\chi + 2S_U = 0$,解方程得

$$\chi = 1 - \sqrt{1 - 2S_U} \quad (7)$$

以 χ_{opt} 表示网络工作在最优状态下的 χ ,根据式(7)可表示为 $\chi_{opt} = 1 - \sqrt{1 - 2S_{U_{opt}}}$,作如下等式变换有

$$\frac{\chi - \chi_{opt}}{\chi} = \frac{\tau - \tau_{opt}}{\tau} = \frac{1 - \sqrt{1 - 2S_U} - (1 - \sqrt{1 - 2S_{U_{opt}}})}{1 - \sqrt{1 - 2S_U}} \quad (8)$$

分子部分 $\Delta = \tau - \tau_{opt}$ 反映了节点当前发送概率偏离最值的偏移大小。这样,利用式(8),根据节点侦听信道获得的时隙利用率 S_U ,以当前发送概率 τ 为基础,可以获知应该怎样向着确定的网络最优工作状态目标进行发送概率的调整以及调整的幅度大小。 τ 的调整形式整理如下:

$$\tau' = \tau - \Delta = \tau \cdot U(S_U, S_{U_{opt}}) \quad (9)$$

其中 τ' 表示调整后的发送概率,函数式 $U(S_U, S_{U_{opt}})$ 为

$$U(S_U, S_{U_{opt}}) = (1 - \sqrt{1 - 2S_U}) / (1 - \sqrt{1 - 2S_{U_{opt}}}) \quad (10)$$

3 CSCC 算法提出

节点发送概率的调整可以通过改变竞争窗口大

小的方法实现, 尽管式(1)给出了 τ 与 W 之间的关系式, 但是难以利用其获得竞争窗口大小的调整幅度。受文献[11]的启发, 为了不改变 IEEE 802.11 DCF 协议标准所采用的 CSMA/CA 基本机制^[1], 本文在 CSCC 算法设计中采用了在节点执行 CSMA/CA 后对节点发起的信道接入请求以概率 P_T 进行过滤的方法。这样, 可以通过对概率 P_T 进行调节达到调整节点发送概率的目的。图1给出了 CSCC 算法工作于节点 MAC 层的配置结构。

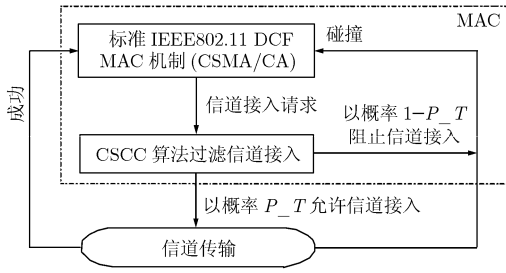


图1 CSCC算法的配置结构

文献[14]指出, BEB退避算法设计让成功接入信道的节点重置竞争窗口为最小值 $W_{\min}$, 这使得其将在接下来较短的时间里以更大的机率再次获得信道接入发送机会, 造成了节点之间竞争信道发送的短期不公平性问题。该问题的本质原因在于, 处于不同退避阶段的节点获得信道接入发送的机会存在较大的差异。为了克服这种不公平性, 设计如下形式 P_T :

$$P_T(j) = \begin{cases} 2^j \varphi, & j = 0, 1, 2, \dots, m \\ 2^m \varphi, & j = m + 1, m + 2, \dots, L \end{cases} \quad (11)$$

其中 j 表示节点数据传输的第 j 退避阶段, L 为数据的最大重传次数(本文假设 $L > m$), φ 为一个与退避阶段无关的参数。算法通过改变参数 φ 实现对概率 P_T 的调节。

以 T_r 表示节点发送概率调整的周期时间, T_r 的大小可以根据信道的速率以及网络状态的变更快慢进行合理取值。在每个周期时间 T_r 内, 节点需要侦听信道以记录信道经历的总时隙个数以及忙时隙个数, 分别以 $N_{\text{total}}(k)$ 和 $N_{\text{busy}}(k)$ 表示第 k 个周期时间 $T_r(k)$ 结束后的记录结果。为了避免系统状态瞬变导致的信息反映失真, 算法采用指数加权滑动平均的方式获得时隙利用率 $S_U(k)$:

$$S_U(k) = \alpha S_U(k-1) + (1-\alpha) \cdot N_{\text{busy}}(k) / N_{\text{total}}(k) \quad (12)$$

式(12)中 α 为平滑因子。此外, 为了得到 S_U_{opt} , 还需要对 T_{col}^* 进行计算。设 $T_r(k)$ 内发生碰撞的次数

为 $c(k)$, 碰撞占用信道的累计持续时间为 $\text{Coll}(k)$, 同样采取指数加权滑动平均的方式计算 $T_{\text{col}}^*(k)$ 有

$$T_{\text{col}}^*(k) = \alpha T_{\text{col}}^*(k-1) + (1-\alpha) \text{Coll}(k) / (c(k) \cdot T_{\text{idle}}) \quad (13)$$

这样, 利用式(6)可以相应得到 $S_U_{\text{opt}}(k)$ 。

在不同退避阶段, 退避计数器递减到 0 的概率不同, 以 $\tau_{\text{backoff-0}}(j)$ 表示第 j 退避阶段退避计数器递减到 0 的概率, 由于概率 P_T 的过滤作用, 结合式(11), $T_r(k)$ 时间内第 j 退避阶段节点接入信道发送的概率 $\tau_f(k, j)$ 可以表示如下:

$$\tau_f(k, j) = \begin{cases} \tau_{\text{backoff-0}}(j) \cdot 2^j \varphi_k, & j = 0, 1, \dots, m \\ \tau_{\text{backoff-0}}(j) \cdot 2^m \varphi_k, & j = m + 1, \dots, L \end{cases} \quad (14)$$

其中 φ_k 表示 $T_r(k)$ 时间内的参数 φ 取值, 下一节将证明 $\tau_f(k, j)$ 与退避阶段 j 无关。这样, 令 $\Gamma = \tau_{\text{backoff-0}}(j) \cdot 2^j$, $T_r(k)$ 时间内发送概率 $\tau_f(k)$ 可以表示为

$$\tau_f(k) = \tau_f(k, j) = \Gamma \cdot \varphi_k \quad (15)$$

根据式(9), $T_r(k)$ 结束后, 进行如下发送概率的调整:

$$\tau_f(k+1) = \Gamma \cdot \varphi_k \cdot U(S_U(k), S_U_{\text{opt}}(k)) \quad (16)$$

于是, $T_r(k+1)$ 时间内参数 φ 的取值应为 $\varphi_{k+1} = \varphi_k \cdot U(S_U(k), S_U_{\text{opt}}(k))$ 。

综上所述, 总结 CSCC 算法的工作流程如下:

- (1) 根据式(12)计算时隙利用率 $S_U(k)$;
- (2) 根据式(13)计算碰撞发生的信道占用时间 $T_{\text{col}}^*(k)$;
- (3) 根据式(6)计算最佳时隙利用率 $S_U_{\text{opt}}(k)$;
- (4) 根据式(10)计算 $U(S_U(k), S_U_{\text{opt}}(k))$;
- (5) 更新 P_T 参数 φ : $\varphi_{k+1} = \varphi_k \cdot U(S_U(k), S_U_{\text{opt}}(k))$ 。

由于 DCF 协议标准采用 CSMA/CA 机制其已经具备了信道侦听能力, 因此, 与文献[3, 11]相同, 在 CSCC 算法中借助 CSMA/CA 获取相应信息容易进行 $S_U(k)$ 和 $T_{\text{col}}^*(k)$ 的计算, 并且节点独立地侦听信道, 不需要在节点之间增加额外的信息交互开销。CSCC 算法具有易于工程实现的特点。

4 CSCC 算法数学模型

本节给出 CSCC 算法的数学模型分析, 分析采用了 Bianchi 在文献[2]中提出的离散 Markov 链模型分析方法。节点退避过程的 Markov 链模型如图2所示, 状态 $\{j, k\}$ 对应表示其当前退避阶段和退避计数器取值, 模型中考虑了节点的退避重传次数 L 。以 p_c 表示发送碰撞的概率, W_j 表示第 j 退避阶段的竞争窗口大小, 定义 $Z(j) = (1-p_c)P_T(j)$, Markov 链模型中状态的非空一步转移概率如下:

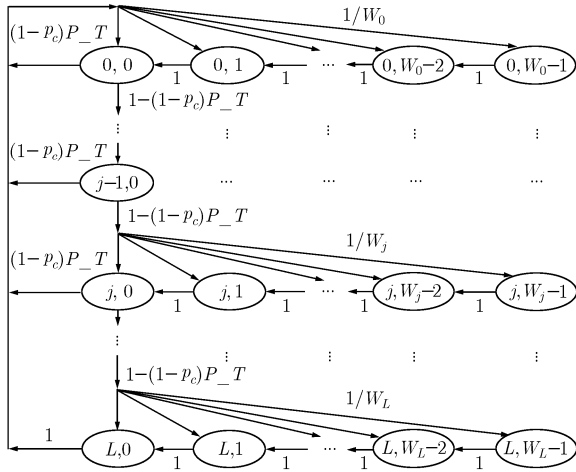


图2 CSMA/CA算法下节点退避过程的Markov链模型

$$\left. \begin{aligned} P\{j, k | j, k+1\} &= 1, j \in (0, L), k \in (0, W_j - 2) \\ P\{0, k | j, 0\} &= Z(j)/W_0, j \in (0, L-1), k \in (0, W_0 - 1) \\ P\{j, k | j-1, 0\} &= (1 - Z(j-1))/W_j, \\ &\quad j \in (1, L), k \in (0, W_j - 1) \\ P\{0, k | L, 0\} &= 1/W_0, k \in (0, W_0 - 1) \end{aligned} \right\} \quad (17)$$

以 $b_{j,k}$ 表示Markov链中状态 $\{j, k\}$ 的稳态概率。根据Markov链的概率转移特性，有如下系统方程：

$$\left. \begin{aligned} b_{j,k} &= \left[\sum_{i=0}^{L-1} Z(i)b_{i,0} + b_{L,0} \right] (W_j - k) / W_j, \\ &\quad j = 0, k \in (0, W_0 - 1) \\ b_{j,k} &= [1 - Z(j-1)] b_{j-1,0} (W_j - k) / W_j, \\ &\quad j \in (1, L), k \in (0, W_j - 1) \end{aligned} \right\} \quad (18)$$

结合归一化条件 $\sum_{j=0}^L \sum_{k=0}^{W_j-1} b_{j,k} = 1$ ，得到 $b_{0,0}$ 的计算表示为

$$b_{0,0} = \left\{ (W_0 + 1)/2 + \sum_{j=1}^L \left[\prod_{i=0}^{j-1} (1 - Z(i)) (W_j + 1)/2 \right] \right\}^{-1} \quad (19)$$

节点处于第 j 退避阶段时，退避计数器递减到0的概率 $\tau_{\text{backoff-0}}(j)$ 可以表示为

$$\tau_{\text{backoff-0}}(j) = b_{j,0} / \sum_{k=0}^{W_j-1} b_{j,k} = 2 / (W_j + 1), \quad 0 \leq j \leq L \quad (20)$$

将 $\tau_{\text{backoff-0}}(j)$ 代入式(14)有

$$\tau_f(k, j) = \begin{cases} \frac{2}{2^j W_{\min} + 1} \cdot 2^j \varphi_k \approx \frac{2\varphi_k}{W_{\min}}, & j = 0, 1, \dots, m \\ \frac{2}{2^m W_{\min} + 1} \cdot 2^m \varphi_k \approx \frac{2\varphi_k}{W_{\min}}, & j = m + 1, \dots, L \end{cases} \quad (21)$$

因此，前面提到 $\tau_f(k, j)$ 与退避阶段 j 无关。节

点发送行为受 P_{-T} 过滤后的实际发送概率 τ_f 可以表示为

$$\tau_f = \sum_{j=0}^L [b_{j,0} \cdot P_{-T}(j)] \approx 2\varphi / W_{\min} \quad (22)$$

利用 τ_f ，节点发送遭遇碰撞的概率 p_c 可以表示为 $p_c = 1 - (1 - \tau_f)^{n-1}$ 。与文献[2]类似地，利用式(2)，可以进一步计算获得网络的系统吞吐量大小。

5 CSMA/CA 算法仿真分析

5.1 仿真说明

本文采用NS-2仿真对CSMA/CA算法进行深入分析，仿真中DCF协议参数设置遵从IEEE 802.11标准规范^[1]，详见表1。默认节点采用基本模式传输，并且工作于饱和状态之下。CSMA/CA算法参数设置 $T_r = 0.1$ s， $\alpha = 0.8$ 。仿真主要从以下几个方面对算法性能进行评价：系统吞吐量(归一化结果)，碰撞概率，节点之间的公平性，数据传输延迟及其抖动等，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，延迟抖动的计算取延迟时间 D 的标准差，即 $\text{Jitter}(D) = \sqrt{E[D^2] - (E[D])^2}$ 。

表1 IEEE 802.11 DCF基本参数设置

参数	数值	参数	数值
MAC 头部	272 bit	SIFS 时间	10 μ s
PHY 头部	192 μ s	最小竞争窗 $W_{\min}$	32
RTS 大小	160 bit	最大竞争窗 $W_{\max}$	1024
CTS 大小	112 bit	重传次数限制	7
ACK 大小	112 bit	数据分组大小	1000 byte
DIFS 时间	50 μ s	信道基本速率	2 Mbit/s
aSlotTime 时间	20 μ s	信道数据速率	11 Mbit/s

以 x_i 表示节点 i 在 T_w 时间内成功传输的数据个数，采用关于 x_i 的 Jain's 公平性指数^[14]作为公平性的度量，其定义为

$$J(x) = \left(\sum_{i=1}^n x_i \right)^2 / \left(n \cdot \sum_{i=1}^n x_i^2 \right) \quad (23)$$

T_w 设置为信道上出现 ω 个忙时隙的时间，参数 ω 称为公平性指数计算的窗口大小，其设置应该与网络中的节点数量 n 相关^[10]。因此，本文设置 $\omega = \zeta \cdot n, \zeta \in \mathbb{Z}^+$ 。

5.2 仿真结果及分析

初始设置 $n = 30$ ，在10 s时刻向网络中新增加30个节点。当仿真到20 s时，新增加的30个节点离开网络，仿真运行到30 s结束，系统吞吐量和碰撞

概率结果如图3所示(每0.1 s统计一次),其中直线标示了相应的理论最优值。从图3(a)来看,CSCC算法使得网络获得了接近理论最优值的吞吐量性能。尽管在10 s和20 s时刻, n 发生了激烈的变化,但是由于CSCC算法的自适应调节作用,使得网络依然能够工作在最优状态下,系统吞吐量并没有像DCF那样在10 s时刻出现较大幅度的下降。如图3(b)所示,采用了CSCC算法后,信道上的碰撞概率远低于采用标准DCF时的结果,并且 n 的增加也没有造成碰撞概率的激烈增加。图3的结果验证了CSCC算法能够很好地适应网络中节点数量 n 的改变进行网络优化。

分别取 $\varphi = 0.05$ 以及满足 $\tau_f = \tau_{\text{opt}}$ 的最优 φ ,图4(a)给出了不同网络下系统吞吐量的模型分析结果和仿真结果,比较可以看出两者具有很好的一致性。接下来本文将从多个方面对CSCC,DCF和DIDD^[7]进行性能仿真比较。从图4(b)看到,随着 n 的增加,DCF和DIDD均出现了吞吐量的急剧下降,而CSCC的吞吐量一直与理论最大吞吐量保持接近,差距仅有大约0.01。这是由于CSCC对节点发送概率的控制,避免了节点数量增加带来的信道竞争碰撞加剧,从图4(d)显示的结果可以说明这个问题。吞吐量性能的改善使得传输延迟也得到了相应的改善,如图4(c)所示。图4的结果表明CSCC算法对不同节点数量的网络都有很好的适应能力和性能表现。

设置 $\xi = 5$,图5(a)给出了不同节点数量 n 网络

的公平性指数仿真结果。比较发现,与DCF和DIDD随着 n 的增加公平性性能越差不同,CSCC在 n 越大的情况下有更好的公平性表现,CSCC取得了相对最好的公平性。采用DIDD时,节点之间的公平性最差,这是因为没有重置竞争窗口导致节点当前信道接入受前一次的影响。取 $n = 50$,改变 ξ 的大小,得到不同时间范围内的公平性指数,结果如图5(b)所示。在 $\xi = 10$ 时,采用CSCC算法网络的公平性指数就已经达到了0.9,并且随着 ξ 的增加,公平性指数很快接近于1,公平性性能较DCF和DIDD要好得多。作为公平性的另一侧面反映,图5(c)给出了节点数据传输延迟抖动的对比结果。较小的抖动表明节点可以提供更平稳的数据传输服务,可以看出,CSCC在这方面也有更好的表现。

图5(d)是在 $n = 50$ 时设置不同数据大小仿真得到的系统吞吐量变化曲线。由于本文在优化设计时考虑了不同数据大小带来的碰撞信道占用时间影响,因此CSCC算法可以适应各种不同数据大小网络的优化。同样设置 $n = 50$,图5(e)对比了两种传输模式下的系统吞吐量性能。对比发现,为了获得更好的吞吐量性能,DCF需要针对传输数据的大小选择不同传输模式。但是CSCC算法下这种选择不再必要,采用基本模式总是可以获得更好的吞吐量性能,这是因为相比碰撞而言,RTS/CTS帧传输将带来更大的信道占用开销。最后,本文仿真了竞争窗口 $W_{\min}$ 和 $W_{\max}$ 对CSCC算法的影响,如图5(f)所示。可以看出,采用CSCC算法时,竞争窗口的变

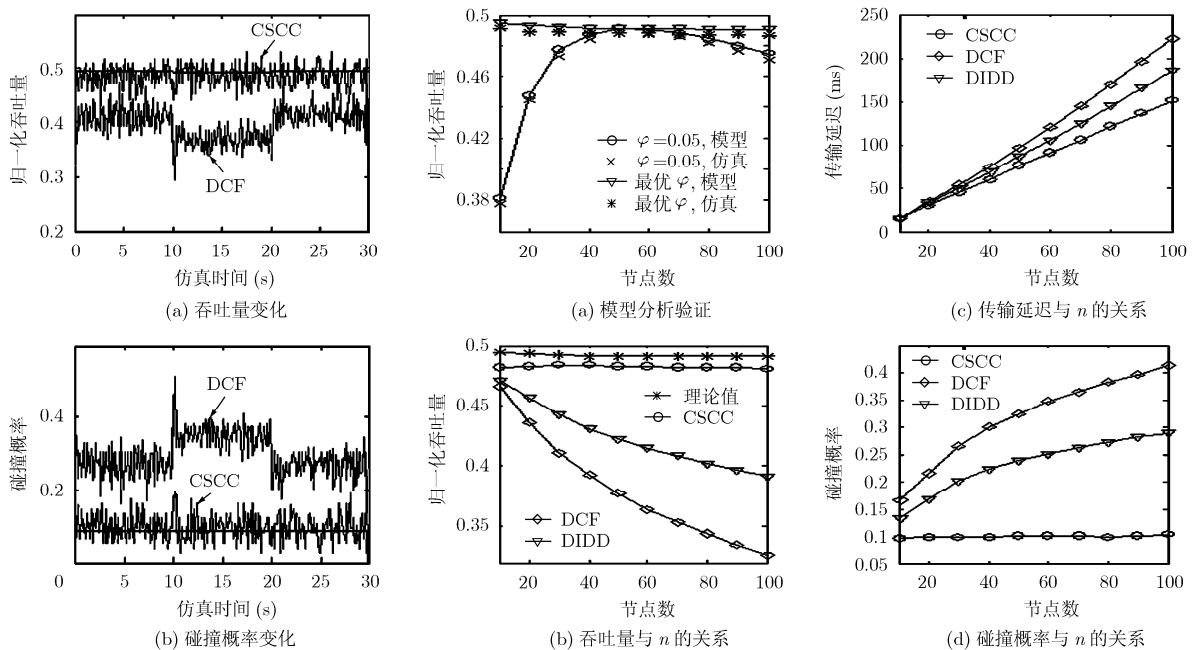


图 3 CSCC 算法在网络节点数量变化下的自适应性

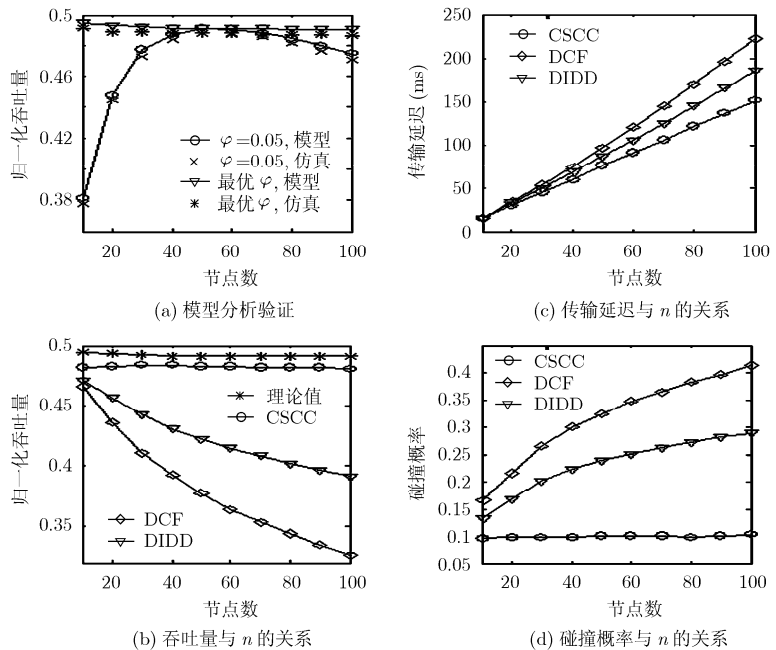


图 4 吞吐量、延迟、碰撞概率仿真结果

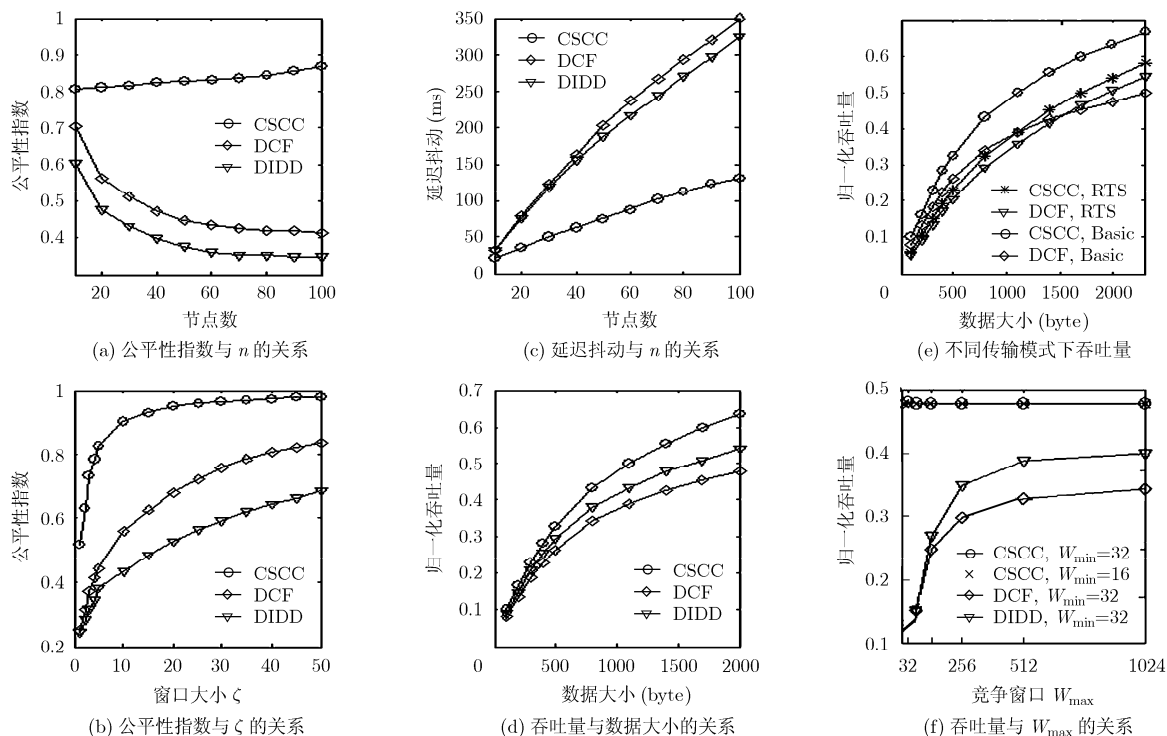


图5 公平性指数、延迟抖动、吞吐量仿真结果

化几乎不会对系统吞吐量性能产生影响。由于CSCC算法在调整过程中并没有引入 W_{min} 和 W_{max} 相关的参数,因此其对网络的优化不受 W_{min} 和 W_{max} 的影响。

6 结束语

本文提出了一种无需进行网络节点数量估计的IEEE 802.11 DCF自适应优化算法CSCC,算法设计不仅优化了DCF的吞吐量性能,还同时考虑了改善DCF的短期不公平性问题。本文导出了与网络节点数量无关的最优时隙利用率作为系统性能的优化条件。利用该优化条件,根据侦听信道获得的反映当前网络拥塞程度信息的时隙利用率,得到了使得网络能够工作在最优状态下的发送概率调整。在不改变DCF基本工作方式的条件下,CSCC通过对CSMA/CA的信道接入请求进行过滤的方法对节点竞争接入信道的激烈程度进行控制。大量的仿真对比实验表明,CSCC算法取得了接近理论最优的系统吞吐量性能,并且能够自适应地进行参数调整以适应不同网络状态的变化,有效地改善了网络的碰撞概率、传输延迟、延迟抖动以及公平性等多方面性能。

参考文献

[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] Liu J. Design and performance evaluation of a distributed transmission control protocol for wireless local area network. *IEICE Transactions on Communications*, 2006, E89-B(6): 1837-1845.
 [4] Chen W. An effective medium contention method to improve the performance of IEEE 802.11. *Wireless Networks*, 2008, 14(6): 769-776.
 [5] 李云, 陈前斌, 隆克平等. 通过自适应调整最小竞争窗口最大化 IEEE 802.11 DCF 的饱和吞吐量. *电子与信息学报*, 2006, 28(10): 1930-1934.
 Li Yun, Chen Qian-bing, and Long Ke-ping, *et al.* Self-adaptively adjust the minimum contention windows to maximizing the saturated throughput of IEEE 802.11 DCF. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2006, 28(10): 1930-1934.
 [6] Ni Q, Aad I, and Barakat C, *et al.* Modeling and analysis of slow CW decrease for IEEE 802.11 WLAN. Proc. of IEEE PIMRC 2003, Beijing, China, Sep 7-10, 2003: 1717-1721.
 [7] Chatzimisios P, Vitsas V, and Boucouvalas A C, *et al.* Achieving performance enhancement in IEEE 802.11 WLANs by using the DIDD backoff mechanism. *International Journal of Communication Systems*, 2007, 20(1): 23-41.

- [8] Song N, Kwak B, and Miller L E. Analysis of EIED backoff algorithm for the IEEE 802.11 DCF. Proc. of IEEE 62nd Vehicular Technology Conference, Dallas, TX, USA, Sep 25–28, 2005, 4: 2182–2186.
- [9] Wang C, Li B, and Li L. A new collision resolution mechanism to enhance the performance of IEEE 802.11 DCF. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2004, 53(4): 1235–1246.
- [10] Heusse M, Rousseau F, and Guillier R, *et al.* Idle sense: An optimal access method for high throughput and fairness in rate diverse wireless LANs. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 2005, 35(4): 121–132.
- [11] Bononi L, Conti M, and Gregori E. Runtime optimization of IEEE 802.11 wireless LANs performance. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2004, 15(1): 66–80.
- [12] Bianchi G and Tinnirello I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network. Proc. of IEEE INFOCOM 2003, S. Francisco, CA, USA, Mar 30–Apr 3, 2003: 844–852.
- [13] Vercauteren T, Toledo A L, and Wang X D. Batch and sequential bayesian estimators of the number of active terminals in an IEEE 802.11 network. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 2007, 55(2): 437–450.
- [14] Anouar H and Bonnet C. Optimal constant-window backoff scheme for IEEE 802.11 DCF in single-hop wireless networks under finite load conditions. *Wireless Personal Communications*, 2007, 43(4): 1583–1602.
- 毛建兵: 男, 1981 年生, 博士生, 研究方向为无线自组织网络、无线传感器网络.
- 毛玉明: 男, 1956 年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为网络体系结构与协议、宽带通信网、无线通信网.
- 冷甦鹏: 男, 1973 年生, 博士, 副教授, 硕士生导师, 研究方向为下一代无线网络、无线自组织网.