

3-gated: WLAN 中基于负载自适应的动态调度机制^{*})

李 琰 朱光喜

(华中科技大学 武汉光电国家实验室 武汉 430074)

摘 要 本文针对实时业务在网络负载增加情况下的特点,改进了文[3]的结果,提出了一种新的无线网络 MAC 层动态调度机制:3-gated 调度算法。该机制实现简单,并且可以在不改变现有协议构架甚至不增加开销的基础上较好地解决实时业务在网络负载加大环境下用户时延 QoS 不能得到满足的问题。运用嵌入式马尔可夫链理论和多维概率母函数的方法对该算法进行建模,得到了改进后网络队列缓存的平均排队队长和信息分组平均时延理论解析式。通过仿真验证了理论分析的有效性,表明 3-gated 算法性能十分接近对称业务最优算法——完全服务调度算法,并避免了后者公平性差的弊端。

关键词 WLAN, 调度, 自适应负载, 嵌入式马尔可夫链, 多维概率母函数

3-gated: Dynamic Scheduling Scheme Based on Load Adaptation over WLAN

LI Yan ZHU Guang-Xi

(Wuhan Optical-Electronic National Laboratory, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan 430074)

Abstract Based on the results of [3], a novel MAC scheduling scheme, 3-gated scheduling algorithm, is proposed for the real-time traffic over WLAN. The algorithm is easy to implement and can ensure the QoS demands to some extent for the real-time traffics especially when the network is heavily loaded. The algorithm does not modify the current protocol infrastructure or add any overheads. The theoretical model is built by the imbedded Markov chain theory and the generating function method. The simulations validate the effectiveness of theoretical analysis and indicate that the performance of 3-gated scheduling algorithm is close to that of exhaustive scheduling algorithm for symmetric services, however, the unfairness problem, which is inherent for the latter, is avoided.

Keywords WLAN, Scheduling, Load adaptation, Imbedded Markov chain theory, Generating function method

1 引言

如今 WLAN(wireless LAN)已经被广泛运用在一些热点的商业地区以及科研、办公等重要场所,用以支持终端的移动性。与此同时,随着语音、视频等实时业务的增长,以及用户需求的提高,无线网络除了提供尽力而为的数据业务外,还需要为实时业务提供可靠的服务。而且当网络系统负载很重时,这一问题就显得尤为突出。

IEEE 802.11 协议支持两种信道接入机制:一种是基于竞争的分布式协调方式 DCF(Distributed Coordination Function),另一种是基于轮询调度的点协调方式 PCF(Point Coordination Function)^[1]。DCF 和 PCF 共存并且在竞争阶段 CP(contention period)和非竞争阶段 CFP(contention free period)交替工作,一个 CFP 和一个 CP 被称作一个超帧。尽管 DCF 机制能够为所有站点提供公平性,但由于其基于竞争的特性,不能保证实时业务的 QoS 要求。PCF 机制可以在一定程度上满足用户这一要求,但存在一些弊端,需要对原有 PCF 机制进行改进。

round robin 算法是最简单的一种 PCF 机制,它规定接入点 AP 依次序轮询列表中的队列,但这种方式效率很低^[1]。文[5]提出了改进的 round robin 算法,通过将没有处在激活状态的站点从轮询列表中删除来改善网络的性能。结果表明,网络性能得到了显著的提高,但在重负载情况下每个站点

都将处于激活状态,因此仍然不能满足业务的 QoS 要求。文[6]提出的 EDF(earliest deadline first)算法规定 AP 首先计算上行和下行包的时延限,然后根据不同实时业务的接入时延要求安排被轮询的次序,时延要求高的业务类型就会首先被服务。但在实施此协议的时候,开销会很大,而且对于一些站点,有不公平性的问题存在。在文[7]提出的一种“赤字”的 DRRR(distributed deficit round-robin)协议中,AP 为每个站点分配一个赤字计数器 DC(deficit counter),计数器的值以包的长度进行递减,轮询顺序根据 DC 的值进行索引。尽管这一算法的优点是可以适应不同种业务的类型,但是对单业务,性能反而不如 round robin 的好,并且当系统负载比较大的时候,不能保证时延^[4]。802.11 协议的改进版 802.11e 提出混合式点协调功能 HCF(hybrid coordination function)^[2],主要通过参数调节的方式来支持不同业务的 QoS。其规定在每一个轮询帧当中,“传输机会”TXOP(transmission opportunity)这一参数通过一个和业务相关的识别号 TID(traffic identifier)分给各个站点。因此,与 802.11 不同,获得 TXOP 的站点可以有机会将突发业务的数据包一次性发完,而不是只能发送一个包。但是由于轮询帧包头的开销,802.11e 轮询机制的效率仍然不高,而且协议实现较为复杂。

本文对文[3]的结果进行改进,提出了一种实现简单却十分有效的调度算法:3-gated 调度算法。该算法在不改变现有协议构架甚至不增加开销的基础上较好地解决了实时业务在重

^{*}国家自然科学基金重大项目“未来移动通信系统基础理论与技术研究”(No. 60496315)。李 琰 博士研究生,主要研究领域为宽带无线通信;朱光喜 教授,博士生导师,主要研究领域为宽带无线通信、多媒体系统、图像处理。

负载网络环境下用户时延 QoS 不能得到满足的问题。仿真结果表明,该算法性能接近对称业务下的最优算法——完全服务调度方式^[8],并且避免了完全服务方式下公平性差的问题。

2 MAC 层动态调度算法

2.1 802.11 PCF 协议工作方式描述

PCF 工作方式中点协调器 PC(point coordinator)通过轮询决定哪一个站点可以接入信道并发送 MAC 层协议数据单元 MPDU(MAC protocol data unit,MPDU),待数据包发送完后站点再将信道使用权归还给 AP。802.11 协议定义 3 种不同长短的帧间间隔,从大到小依次为:DIFS,PIFS,SIFS。

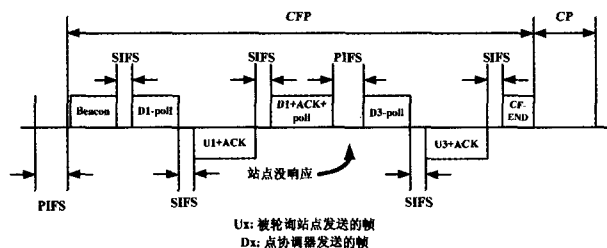


图 1 802.11 PCF 协议数据包传输方式

如图 1 所示,当信道空闲一个 PIFS 的间隔后,AP 发送一个信标帧 Beacon,以此标识 CFP 阶段开始。SIFS 时间间隔后,AP 将 CF-Poll 帧发给轮询列表中的第一个站,如果这个站没有要发的数据,等 SIFS 间隔过后,就会发送一个空帧 NULL,否则就发送数据帧 DATA+ACK。然后 AP 继续向下一个站点发送轮询帧。如果站点对轮询帧没有响应,就会间隔稍长的 PIFS 后再轮询下个站点。当所有站点轮询完后,AP 就会发送一个 CF-END 帧,以此作为 CFP 阶段的终止。

但是当系统负载很重时,队列中缓存了大量的数据包,而且在发送数据阶段就会有更多新的数据包到达。它们不能立刻被服务,因为 AP 只给每个被轮询到的站点一个数据包被发送的机会,然后就要转向下个站点。如果给与同一个站点更多次的轮询机会和传输包的时间,那么新到达的数据包就可以立刻被传送出去,而不用一直在队列缓存里等到下次轮询开始。

2.2 3-gated 调度算法描述

针对上述问题,本文提出了 3-gated 调度算法机制,如图 2 所示。

假设 AP 在 $t_n^{(1)}$ 时刻查询到 $i(i=1,2,\dots,N)$ 号站点的缓存中没有数据包需传输,则 AP 经过 SIFS 后在 $t_{n+1}^{(1)}$ 开始对 $i+1$ 号站点进行轮询;如果有一个或多个数据包需传输,AP 就将信道使用权交给该站点,直到将该时刻查询到的这些数据包传输完才收回使用权,这称为第一级门限服务 FGS(first gated service)。完成 FGS 后,AP 在 $t_n^{(2)}$ 时刻再次查询 i 号终端站在 FGS 服务时间内是否有新的数据包到达。如果没有,AP 经过 SIFS 后,在 $t_{n+1}^{(2)}$ 时刻对 $i+1$ 号站点进行查询;如果有,则对 i 号站点进行第二级门限服务 SGS(second gated service)。完成 SGS 后,AP 在 $t_n^{(3)}$ 时刻再次查询 i 号终端站在 SGS 服务时间内是否有新的数据包到达,如果没有,AP 经过 SIFS 后,在 $t_{n+1}^{(3)}$ 时刻对 $i+1$ 号站点进行查询;如果有,则对 i 号终端站进行最后一级门限服务 LGS(last gated service),服务完毕后经过一个时间间隔,在 $t_{n+1}^{(1)}$ 时刻对 $i+1$ 号站点进行查询。

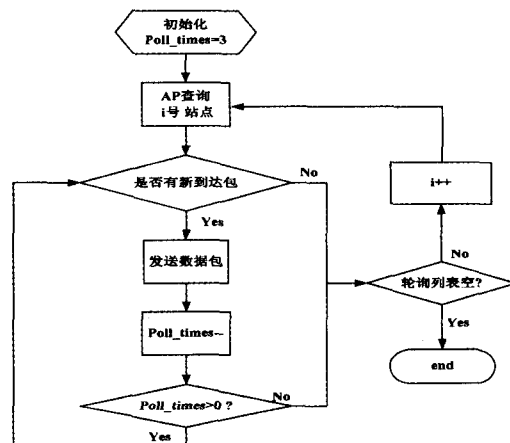


图 2 3-gated 调度算法流程图

IEEE 802.11 协议规定 MAC 数据包的包头含有 1bit 称为“more Data”的字段用来指示站点缓存内是否还有数据包要发^[1],即每一次返回给 AP 的数据包中,站点可以将该字段置“0”或“1”来表示是否有数据。因此该字段值可用于 3-gated 调度算法,判断是否进行 FGS、SGS 或 LGS。

从图 2 还可以看出,AP 不需要对每个站点都查询 3 次,只要队列缓存没有包要发,AP 就可以轮询下一个站点,因此该调度算法是动态适应网络负载情况的。只有业务量比较大时,需要继续服务 2 次或 3 次。

图 3 为采用 3-gated 调度算法后数据包的传送方式。可以看到,第一个站点的数据包由于增加了继续发送的机会,能够在当前的 CFP 阶段就将缓存中或是 FGS 阶段新进来的包发送完,而不用等到下个超帧开始。同时可以看出,该算法运用原有协议的“捎带”信息作为算法执行判断的依据,对原有协议的框架并无改动。

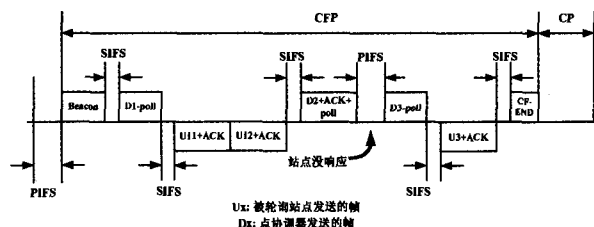


图 3 3-gated 协议数据包传输方式

3 数学模型

3.1 系统概率母函数

假定网络系统中有 N 个站点和一个 AP。AP 依次查询这 N 个终端站,并按先到先服务的服务协议提供传输服务。

同时假定系统满足:(1)各个站点在任何一个时隙内向各自的存储器内送入报文分组数是相互独立且同分布的,其分布的概率母函数、均值分别是 $A_i(z_i)$ 、 λ_i ;(2)各个站点在接受服务时,其缓存向外发送一个数据包所用的时间是相互独立且同分布的,其分布的概率母函数、均值分别是 $B_i(z_i)$ 、 β_i ;(3)任何两个逻辑上相邻站点之间的查询转换时间是相互独立且同分布的,其分布的概率母函数、均值分别是 $R_i(z_i)$ 、 γ_i 。

$\xi_i^{(m)}(n)$ 是 i 号站点在 $t_n^{(m)}$ 时刻缓存内数据包的数量,整个网络系统在 $t_n^{(m)}$ 时刻的状态可表示为 $[\xi_1^{(m)}(n), \xi_2^{(m)}(n), \dots, \xi_N^{(m)}(n)]$ 。

$\dots, \xi^{(m)}(n), \dots, \xi^{(m)}(n)$; 其中 $i=1, 2, \dots, N, m=1, 2, 3$ 。其联合概率分布为

$$\lim_{n \rightarrow \infty} P(\xi^{(m)}(n) = x_i) = \pi_i^{(m)}(x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N) \quad (1)$$

$i=1, 2, \dots, N; 1 \leq m \leq 3$

在满足 $\sum_{i=1}^N \lambda_i \beta_i = \sum_{i=1}^N \rho_i < 1$ 的条件下, $t_n^{(1)}$ 时刻系统状态变量的概率母函数为

$$G_{i+1}^{(1)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N) = \sum_{x_1=0}^{\infty} \dots \sum_{x_i=0}^{\infty} \dots \sum_{x_N=0}^{\infty} \pi_i^{(1)}(x_1, \dots, x_i, \dots, x_N) z_1^{x_1} \dots z_i^{x_i} \dots z_N^{x_N} = R_i \left(\prod_{j=1}^N A(z_j) \right) \cdot G_i^{(3)}(z_1, z_2, \dots, z_{i-1}, B_i \left(\prod_{j=1}^N A(z_j) \right), z_{i+1}, \dots, z_N) \quad (2)$$

$i=1, 2, \dots, N$

$t_n^{(2)}$ 时刻系统状态变量的概率母函数为

$$G^{(2)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N) = G_i^{(1)}(z_1, \dots, z_2, \dots, z_{i-1}, B_i \left(\prod_{j=1}^N A_j(z_j) \right), z_{i+1}, \dots, z_N) \quad (3)$$

$i=1, 2, \dots, N$

$t_n^{(3)}$ 时刻系统状态变量的概率母函数为

$$G_i^{(3)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N) = G_i^{(2)}(z_1, z_2, \dots, z_{i-1}, B_i \left(\prod_{j=1}^N A_j(z_j) \right), z_{i+1}, \dots, z_N) \quad (4)$$

$i=1, 2, \dots, N$

3.2 平均排队队长

$t_n^{(1)}$ 时刻 i 号终端站开始接受 FGS 服务时, i 号站点缓存内数据包平均数量为

$$g_i^{(1)}(i) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i^{(1)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N)}{\partial z_i} = \frac{N\gamma\lambda}{(1-N\rho)(1+\rho+\rho^2)} \quad i=1, 2, \dots, N \quad (5)$$

$t_n^{(2)}$ 时刻 i 号终端站开始接受 SGS 服务时, i 号站点缓存内数据包平均数量为

$$g_i^{(2)}(i) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i^{(2)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N)}{\partial z_i} = \frac{N\gamma\lambda\rho}{(1-N\rho)(1+\rho+\rho^2)} \quad i=1, 2, \dots, N \quad (6)$$

$t_n^{(3)}$ 时刻 i 号终端站开始接受 LGS 服务时, i 号站点缓存内数据包平均数量为

$$g_i^{(3)}(i) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i^{(3)}(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N)}{\partial z_i} = \frac{N\gamma\lambda\rho^2}{(1-N\rho)(1+\rho+\rho^2)} \quad i=1, 2, \dots, N \quad (7)$$

3.3 平均时延

定义:

$$g_i^{(1)}(j, k) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i^{(1)}(z_1, z_2, \dots, z_j, \dots, z_k, \dots, z_N)}{\partial z_j \partial z_k} \quad (8)$$

$i=1, 2, \dots, N; j=1, 2, \dots, N; k=1, 2, \dots, N$

$$g_i^{(2)}(j, k) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i^{(2)}(z_1, z_2, \dots, z_j, \dots, z_k, \dots, z_N)}{\partial z_j \partial z_k} \quad (9)$$

$i=1, 2, \dots, N; j=1, 2, \dots, N; k=1, 2, \dots, N$

对(2)式二阶偏导并代入(3)式和(4)式, 得到

$$g_{i+1}^{(1)}(j, k) = g_i^{(1)}(j, k) + [g_i^{(1)}(j, i) + g_i^{(1)}(i, k)]\rho(1+\rho+\rho^2) + g_i^{(1)}(i, i)\rho^2(1+\rho+\rho^2)^2 + [g_i^{(1)}(j) + g_i^{(1)}(k)]\gamma\lambda + g_i^{(1)}(i)[\lambda^2 B''(1)(1+3\rho+6\rho^2+3\rho^3+\rho^4) + A''(1)\beta\rho^2[1+3\rho+\rho^2] + 2\gamma\lambda\rho(1+\rho+\rho^2) + \lambda\rho(1+3\rho+5\rho^2)] + \lambda^2 R''(1) + \gamma\lambda^2 \quad i \neq j \neq k \quad (10)$$

$$g_{i+1}^{(1)}(j, j) = g_i^{(1)}(j, j) + g_i^{(1)}(j, i)2\rho(1+\rho+\rho^2) + g_i^{(1)}(i, i)\rho^2(1+\rho+\rho^2)^2 + g_i^{(1)}(i, i)[\lambda^2 B''(1)(1+3\rho+6\rho^2+3\rho^3+\rho^4) + A''(1)\beta\rho^2(2+\rho) + \gamma\lambda\rho(1+\rho+2\rho^2) + 3\lambda\rho^3] + \lambda^2 R''(1) + \gamma\lambda^2 \quad i \neq j \quad (11)$$

$$g_{i+1}^{(1)}(j, i) = g_i^{(1)}(j, i)\rho^3 + g_i^{(1)}(i, i)\rho^4(1+\rho+\rho^2) + g_i^{(1)}(j)\gamma\lambda + g_i^{(1)}(i)[\lambda^2 \rho^2 B''(1)(3+2\rho+\rho^2) + A''(1)\beta\rho^3(2+\rho) + \gamma\lambda\rho(1+\rho+2\rho^2) + 3\lambda\rho^3] + \lambda^2 R''(1) + \gamma\lambda^2 \quad i \neq j \quad (12)$$

$$g_{i+1}^{(1)}(i, i) = g_i^{(1)}(i, i)\rho^5 + g_i^{(1)}(i)[\lambda^2 \rho^2 B''(1)(1+\rho+\rho^2) + A''(1)\beta\rho^2(1+\rho+\rho^2) + 2\gamma\lambda\rho^3] + \lambda^2 R''(1) + \gamma\lambda^2 \quad (13)$$

由(10)和(12)式, 可得

$$\sum_{i=1}^N g_{i+1}^{(1)}(j, k) = \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(j, k) + \rho(1+\rho+\rho^2) \sum_{i=1}^N [g_i^{(1)}(j, i) + g_i^{(1)}(i, k)] + \rho^2(1+\rho+\rho^2)^2 \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(i, i) + \gamma\lambda \sum_{i=1}^N [g_i^{(1)}(j) + g_i^{(1)}(k)] + [\lambda^2 B''(1)(1+3\rho+6\rho^2+3\rho^3+\rho^4) + A''(1)\beta\rho^2[1+3\rho+\rho^2] + 2\gamma\lambda\rho(1+\rho+\rho^2) + \lambda\rho(1+3\rho+5\rho^2)] \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(i) + [g_j^{(1)}(k, j) + g_k^{(1)}(j, k)]\rho^3 + [g_k^{(1)}(k, k) + g_j^{(1)}(j, j)]\rho^4(1+\rho+\rho^2) + [g_k^{(1)}(j) + g_i^{(1)}(k)]\gamma\lambda + [g_j^{(1)}(j) + g_k^{(1)}(k)][\lambda^2 \rho^2 B''(1)(3+2\rho+\rho^2) + A''(1)\beta\rho^3(2+\rho) + \gamma\lambda\rho(1+\rho+2\rho^2) + 3\lambda\rho^3] + N\lambda^2 R''(1) + N\gamma\lambda^2 \quad (14)$$

由(11)和(13)式可得

$$\sum_{i=1}^N g_{i+1}^{(1)}(j, j) = \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(j, j) + 2\rho(1+\rho+\rho^2) \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(j, i) + \rho^2(1+\rho+\rho^2)^2 \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(i, i) + 2\gamma\lambda \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(j) + [\lambda^2 B''(1)(1+3\rho+6\rho^2+3\rho^3+\rho^4) + A''(1)\beta(1+\rho+2\rho^2+3\rho^3+\rho^4) + 2\gamma\lambda\rho(1+\rho+\rho^2) + 2\lambda\rho^2(1+2\rho)] \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(i) + \rho^5 g_i^{(1)}(j, j) + [\lambda^2 \rho^2 B''(1)(1+\rho+\rho^2) + A''(1)\beta\rho^2(1+\rho+\rho^2) + 2\gamma\lambda\rho^3] \sum_{i=1}^N g_i^{(1)}(i) + N\lambda^2 R''(1) + N\gamma\lambda^2 \quad (15)$$

将式(14)的结果带入式(15), 化简后可得

$$g_i^{(1)}(i, i)[N(1+\rho^3)(1+\rho+\rho^2)(1-N\rho)] = A''(1) \frac{N^2 \gamma [(1-N\rho+\rho)(1-\rho) + N\rho^3]}{1-N\rho} + B''(1) \frac{N^2 \gamma \lambda^3 (N+N\rho+N\rho^2-1-\rho)}{1-N\rho} + R''(1) N^2 \lambda^2 + \frac{N^2 \gamma \lambda^2 (N-1)(\gamma+\rho)}{1-N\rho} + \frac{2N^3 \rho^3 \gamma^2 \lambda^2}{(1-N\rho)(1+\rho+\rho^2)} \quad i=1, 2, \dots, N \quad (16)$$

对(3)式二阶偏导, 并代入(16)式, 可得

$$g_i^{(2)}(i, i) = \rho^2 g_i^{(1)}(i, i) + \lambda^2 g_i^{(1)}(i) B''(1) + \beta g_i^{(1)}(i) A''(1) \quad i=1, 2, \dots, N \quad (17)$$

对(4)式二阶偏导, 并代入(16)式, 可得

$$g_i^{(3)}(i, i) = \rho^2 g_i^{(2)}(i, i) + \lambda^2 g_i^{(2)}(i) B''(1) + \beta g_i^{(2)}(i) A''(1) \quad i=1, 2, \dots, N \quad (18)$$

定义 $\bar{W}_a^{(1)}$ 为参加 FGS 服务的数据包的时延, 有

$$\bar{W}_a^{(1)} = \frac{(1+\rho) g_i^{(1)}(i, i)}{2\lambda g_i^{(1)}(i)} - \frac{1}{2\lambda^2} A''(1) \quad i=1, 2, \dots, N \quad (19)$$

定义 $\bar{W}_G^{(2)}$ 为参加 SGS 服务的数据包的时延,有

$$\bar{W}_G^{(2)} = \frac{(1+\rho)g_i^{(2)}(i,i)}{2\lambda g_i^{(2)}(i)} - \frac{1}{2\lambda^2}A''(1) \quad i=1,2,\dots,N \quad (20)$$

定义 $\bar{W}_G^{(3)}$ 为参加 LGS 服务的数据包的时延,有

$$\bar{W}_G^{(3)} = \frac{(1+\rho)g_i^{(3)}(i,i)}{2\lambda g_i^{(3)}(i)} - \frac{1}{2\lambda^2}A''(1) \quad i=1,2,\dots,N \quad (21)$$

定义 \bar{W}_G 为 AP 从 $t_m^{(1)}$ 时刻距 $t_m^{(1)+N}$ 时刻再次查询到 i 号站点时间间隔内进入 i 号站点队列缓存的数据包的平均时延:

$$\bar{W}_G = \frac{(1+\rho)[g_i^{(1)}(i,i)+g_i^{(2)}(i,i)+g_i^{(3)}(i,i)]}{2\lambda[g_i^{(1)}(i)+g_i^{(2)}(i)+g_i^{(3)}(i)]} - \frac{1}{2\lambda^2}A''(1) \quad (22)$$

$i=1,2,\dots,N$

3.4 CFP 平均间隔

定义 θ 为 CFP 的平均时间间隔,有

$$\theta = \frac{Nr}{1-N\rho} \quad (23)$$

4 仿真性能分析

在以上分析的基础上进行仿真实验,设每个站点在任意时隙信息分组的到达服从 Poisson 分布,信道速率 54Mbit/s,数据包平均长度 2700bit,查询转换时间为 $10\mu s$,系统时隙宽度取 $10\mu s$,时延单位为 μs ,理论计算和仿真试验采用相同的参数。

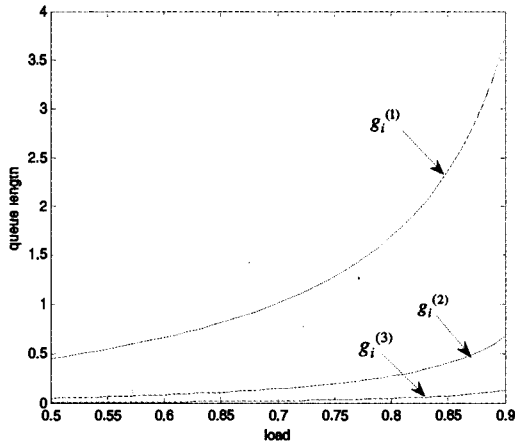


图 4 平均队长理论值(N=5)

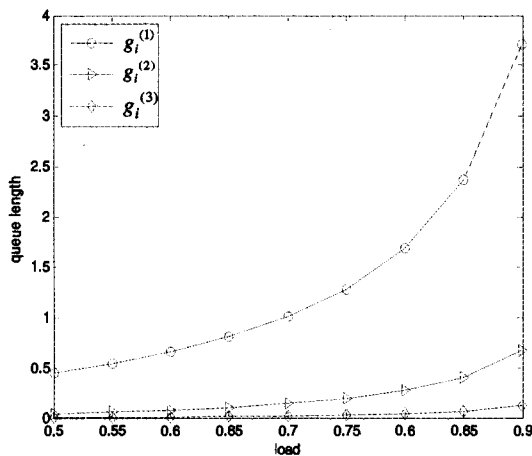


图 5 平均队长仿真值(N=5)

图 4 至图 7 为 3-gated 调度算法平均排队队长和数据包平均时延理论值和仿真结果比较。可以看出理论分析和仿真结果是一致的,说明理论建模有效。从图上看,SGS 和 LGS 服务阶段的平均队长和数据包时延是很小的。如果将这些服务

提供给语音、视频等一些对时延要求比较高的业务,可以在一定程度上保证实时业务的 QoS 要求。

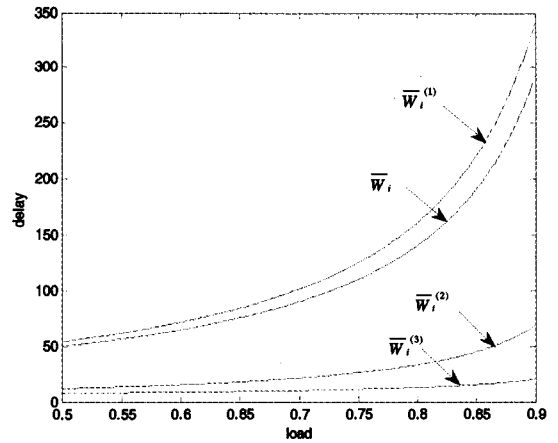


图 6 平均时延理论值(N=5)

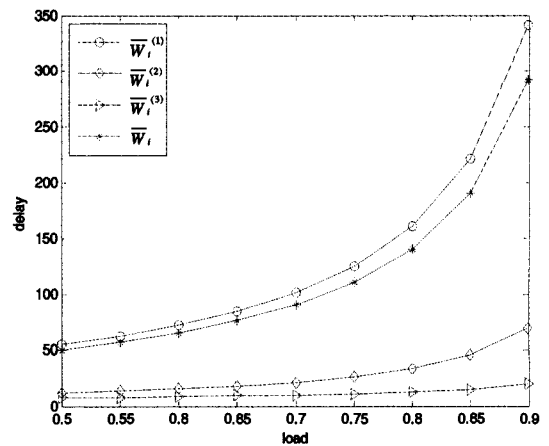


图 7 平均时延仿真值(N=5)

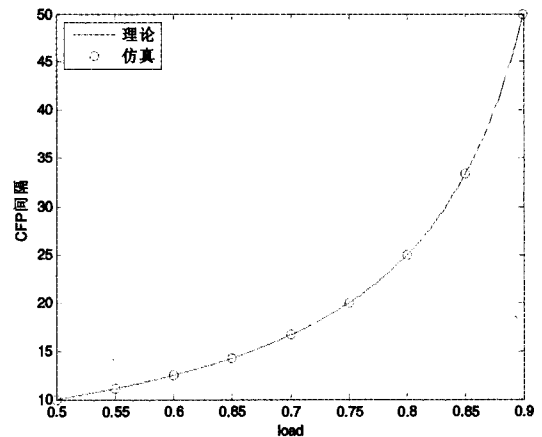


图 8 CFP 平均间隔理论和仿真值比较(N=4)

图 8 为 CFP 平均间隔理论值与仿真结果比较。从图中同样可以看出理论分析和仿真结果是一致的。该值和文[3]提出的二级门限的 CFP 平均间隔是一样的。3-gated 算法在平均间隔一样的情况下具有更好的性能(见图 11 和图 12),因为 3-gated 算法并没有因为给予更多数据包在一个 CFP 阶段间隔传送的机会而增加 CFP 的间隔时间。

图 9 和图 10 分别为传统 PCF 调度算法和 3-gated 调度算

法在平均队长和时延性能方面的比较。容易看出 3-gated 算法具有较小的队长特性和时延特性。而且随着网络负载的增加,传统 PCF 算法曲线比 3-gated 算法曲线上升得更快,因此负载越大,3-gated 算法越能体现其优势。

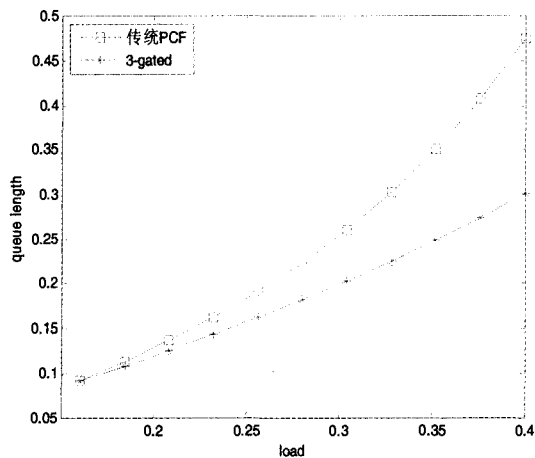


图9 传统PCF与3-gated队长性能比较(N=4)

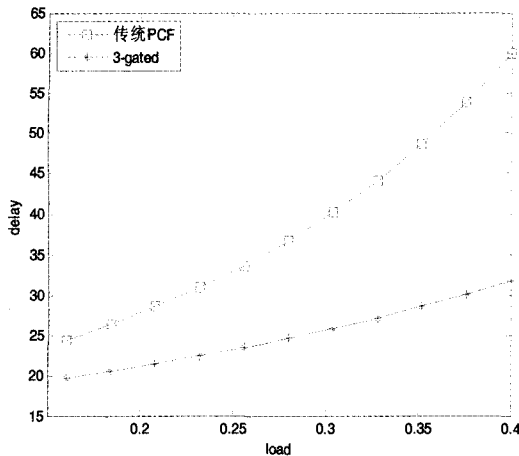


图10 传统PCF与3-gated时延性能比较(N=4)

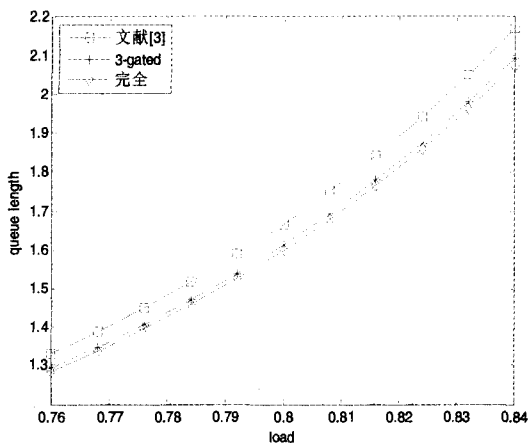


图11 文[3]、3-gated和完全服务三种调度算法队长性能比较(N=4)

图11和图12分别为文[3]提出的二级门限调度算法、完全服务调度算法和3-gated调度算法的队长和时延性能的比较。3-gated比较二级门限调度算法,性能进一步得到提高,并已经很接近完全服务调度算法的性能。由于3-gated调度算法

设定轮询的最高次数是3,即使站点的负载再高,轮询次数也是固定的,而不像完全服务调度算法轮询的最高次数有可能趋于无穷,因此不但避免了后者公平性差的问题,而且对采用完全服务调度算法时会产生恶意用户引起的AP停滞在某一站点的问题也成功解决。

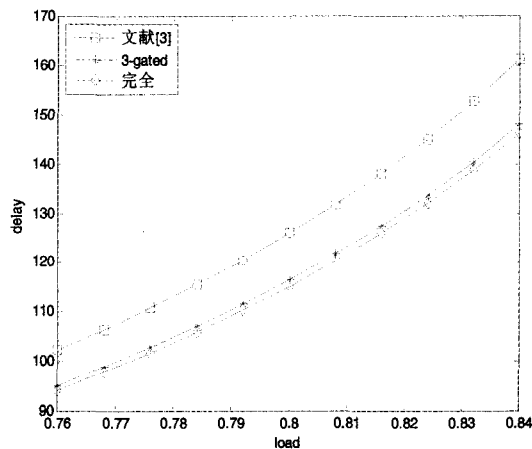


图12 文[3]、3-gated和完全服务三种调度算法时延性能比较(N=4)

结论 本文在不改变现有协议构架甚至不增加开销的基础上提出了一种实现简单但却有效的3-gated调度算法机制。该算法对文[3]算法的性能作了进一步改进,其性能接近对称业务下的最优算法——完全服务调度方式,并且避免了完全服务方式下公平性差和容易导致恶意用户攻击的问题,较好解决了实时业务在重负载网络环境下用户时延QoS不能得到满足的问题。而且负载越大,3-gated算法越能体现其优势。特别是SGS和LGS服务阶段的平均队长短和数据包时延小的性能特点尤其适用语音、视频等一些对时延要求比较高的业务。另外,AP不需要对每个站点都查询3次,当网络负载较低时,只要服务站点1次或者更少,只有业务量比较大时,需要继续服务2次或3次。因此该调度算法是动态适应网络负载情况的。

用嵌入式马尔可夫链理论和多维概率母函数的方法对该算法进行建模,通过仿真证明了理论分析的正确性,并得出结论:尽管3-gated算法给予更多数据包在一个CFP阶段间隔传送的机会,但并不因此增加CFP的间隔时间,其值和文[3]提出的二级门限的CFP平均间隔是一样的。

参考文献

- 1 IEEE 802.11, Part II: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications[S]. Aug. 1999
- 2 IEEE Std 802.11e/D13.0, Part II: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications; Amendment: Medium Access Control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements[S]. Jan. 2005
- 3 李琰, 赵东风, 丁洪伟, 等. 轮询多址通信系统门限服务策略研究[J]. 通信学报, 2005, 26(3): 99~105
- 4 Law R Y W, Leung V C M, Chan H C B. Polling-based protocols for packet voice transport over IEEE 802.11 wireless local area networks[J]. IEEE Wireless Communications, Feb. 2006, 22~29
- 5 Crow B, Widjaja I, Kim J G, et al. IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks [J]. IEEE Communication Magazine, 1997, 35(9): 116~126
- 6 Choi S, Shin K G. A Unified Wireless LAN Architecture for Real-Time and Non-Real-Time Communication Services [J]. IEEE/ACM Trans Net, 2000, 8(1): 44~59
- 7 Ranasinghe R S, Andrew L L H, Everitt D. Impact of Polling Strategy on Capacity of 802.11 Based Wireless Multimedia LANs [C]. In: Proc. IEEE ICON '99, Sept.-Oct. 1999, 96~103
- 8 Liu Z, Nain P, Towsley D. On Optimal Polling Policies. Queueing Systems[J], 1992, 11: 59~83