

具有最低竞争吞吐率保证的准入控制算法*

付晓蕊, 张连芳⁺

(天津大学 计算机科学与技术系,天津 300072)

An Admission Control Algorithm with Minimum Contending Throughput Guarantee

FU Xiao-Rui, ZHANG Lian-Fang⁺

(Department of Computer Science and Technology, Tianjin University, Tianjin 300072, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-22-27402134, Fax: +86-22-27404544, E-mail: lfzhang@tju.edu.cn, http://www.tju.edu.cn

Received 2003-12-22; Accepted 2004-08-10

Fu XR, Zhang LF. An admission control algorithm with minimum contending throughput guarantee. *Journal of Software*, 2005,16(7):1296–1304. DOI: 10.1360/jos161296

Abstract: In this paper, the performance of integrating real-time and non real-time traffic in the PCF (point coordination function) mode of IEEE 802.11 is studied, and a novel real-time traffic admission control algorithm is proposed. By changing the admission threshold dynamically according to the current load of non real-time traffic and polling the admitted real-time nodes according to their service index, the proposed algorithm can provide parameterized QoS (quality of service) for real-time traffic, while at the same time, keep the throughput of non real-time traffic at an acceptable level. The validity of the admission control algorithm is verified by simulation.

Key words: IEEE 802.11; PCF (point coordination function); QoS (quality of service); admission control

摘要: 研究了 IEEE 802.11 PCF(point coordination function)机制下集成实时业务和非实时业务的性能,提出了一种新的实时业务准入控制算法.该算法根据网络中的非实时业务负载情况动态计算准入阈值,并对准入的实时业务结点按服务指标进行轮询,从而在对实时业务提供参数化 QoS(quality of service)的同时,使非实时业务吞吐率保持在可接受的水平上.仿真实验验证了算法的有效性.

关键词: IEEE802.11;PCF(point coordination function);QoS(quality of service);准入控制

中图法分类号: TP393 **文献标识码:** A

近年来,随着无线局域网(wireless local area network,简称 WLAN)的高速发展和 IEEE 802.11 标准的不断普及,如何在 WLAN 中为有严格实时要求的业务提供服务质量保证引起了人们的广泛关注.

IEEE 802.11 标准定义了两种通道访问机制^[1]:分布式协调功能(distributed coordination function,简称 DCF)和点协调功能(point coordination function,简称 PCF).DCF 通过 CSMA/CA(carrier sense multiple access with

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.90104015 (国家自然科学基金); the Natural Science Foundation of Tianjin of China under Grant No.043600311 (天津市自然科学基金)

作者简介: 付晓蕊(1974—),女,河北唐山人,硕士,主要研究领域为计算机网络;张连芳(1946—),男,教授,主要研究领域为计算机网络及其性能评价,无线 Ad-hoc 网络,排队论.

collision avoidance)机制为异步数据业务传输提供分布式的基于竞争的通道访问机制;PCF 使用轮询(polling)机制为实时业务提供无竞争的服务.为使 DCF 能够提供一定的服务质量,研究人员提出了许多基于优先级的区分服务机制^[2],但这些机制只能提供“better than best effort”服务,不能满足交互式实时业务的严格要求.另一方面,802.11 标准规定 PCF 是一种可选模式,大多数无线网络产品不支持 PCF;又因为存在着对 PCF 机制的一些批评,例如文献[3]中指出:将一个超帧划分为竞争和无竞争阶段往往导致很差的性能;所以,与 DCF 相比,目前对 PCF 所作的研究工作相对较少,并且这些研究工作集中于如何在标准 PCF 下改进轮询算法以提高系统的实时业务容量和减少因轮询造成的系统开销^[4]方面,大都忽略了网络中大量存在的非实时业务(如 TCP 业务)的传输质量问题,而这类业务在今天的网络中占 90%以上的比例^[5].

本文首先研究了标准 PCF 机制下集成实时业务和非实时业务时出现的性能问题.我们发现在网络轻载时,即当实时连接很少且竞争通道的非实时结点不多时,PCF 表现很好.但随着两类网络负载的增加,两类业务的传输性能均变得很差.分析其原因,在于标准 PCF 使用固定的最小 CP(contention period)长度值(见第 1.1 节),在网络重载时不能满足非实时业务的吞吐率要求,而对实时业务又缺少有效的准入控制.

为此,本文提出了一种新的准入控制算法.在该算法中,实时结点根据实时业务的最大延迟和数据率要求计算其服务指标,并通过信令机制请求与 AP(access point)建立连接;AP 基于网络中活动的非实时结点数和非实时业务的最低吞吐率要求动态确定最小 CP 长度,在不至于引起非实时业务的传输质量严重降级的条件下决定是否准入实时请求;对准入的实时结点,AP 根据其服务指标对其进行轮询,提供参数化的 QoS 保证.仿真实验表明,改进后的系统能为不同数据率和延迟要求的实时业务提供参数化的 QoS,同时使非实时业务性能保持在可接受的水平上.

本文第 1 节在简短介绍 PCF 机制之后,仿真分析了标准 PCF 机制下实时业务和非实时业务的性能.第 2 节首先介绍服务指标的概念(第 2.1 节),然后分析准入条件(第 2.2 节),给出动态计算 CP 阶段最小长度的公式(第 2.3 节)和算法(第 2.4 节),并分析了改进的 PCF 性能(第 2.5 节).第 3 节对准入控制算法进行了仿真验证.第 4 节得出结论.

1 标准 PCF 机制下的实时业务与非实时业务性能

本节首先简要介绍 802.11 PCF 机制,然后通过仿真实验分析在标准 PCF 下集成实时业务和非实时业务产生的性能问题.

1.1 IEEE 802.11 PCF 机制

PCF 机制的基本原理是利用点协调器(point coordinator,简称 PC)对结点进行轮询,集中控制通道的访问.PCF 只能应用于有基础设施的无线局域网中,通常由 AP 担任点协调器.PCF 机制将通道访问时间划分为超帧周期(super frame),每个超帧包括一个无竞争阶段(contention free period,简称 CFP)和一个竞争阶段(contention period,简称 CP),CFP 阶段使用 Polling 机制传输实时业务;CP 阶段使用标准 DCF 竞争机制传输非实时业务,如图 1 所示.图中 PIFS(PCF inter-frame spacing)是发送 Beacon 帧前 AP 侦听闲通道的时间;SIFS(short inter-frame spacing)是为控制帧定义的最短的帧间隔.

在每个基本服务集(basic service set,简称 BSS)内,AP 每隔一个超帧长度,记为 T_{SF} ,发出一个标志 CFP 阶段开始的 Beacon 帧.在发送 Beacon 帧之前,AP 先侦听通道,若通道忙,Beacon 帧的发送就要被推迟,造成 Beacon 延迟(beacon delay).Beacon 延迟导致下一超帧实际长度被缩短.最大 Beacon 延迟为

$$\text{MaxBeaconDelay} = T_{MPDU} + SIFS + T_{ACK} \quad (1)$$

其中 T_{MPDU} 表示传输一个最大长度的协议数据单元(即 MAC 帧)的时间, T_{ACK} 表示传输 ACK 帧的时间.如果 CP 阶段采用 RTS/CTS 机制(一种通道预留机制,见文献[1]),则最大 Beacon 延迟为

$$\text{MaxBeaconDelay} = T_{RTS} + SIFS + T_{CTS} + SIFS + T_{MPDU} + SIFS + T_{ACK} \quad (2)$$

其中 T_{RTS} 和 T_{CTS} 分别表示传输 RTS(ready to send)帧和 CTS(clear to send)帧的时间.

在 CFP 阶段,AP 对 Polling 列表中的结点进行轮询,轮询过程如图 1 所示,其中 CF-Di 为 AP 发出的 Poll 帧

捎带发往结点 i 的下行数据帧,CF- U_i 为被轮询的结点 i 传输的上行数据帧.CFP 的结束有两种情况:(1) Polling List 中的结点全部轮询完毕;(2) 当前 CFP 内已没有足够时间使下一个将被轮询的结点传输一个最小协议单元,这时,AP 记录下下一个要轮询的结点,并在下一个超帧内继续轮询.每种情况 AP 都发送 CF-End 帧来结束 CFP;网络中无线结点收到 CF-End 后设置 NAV(network allocation vector)值为 0,以便在 CP 阶段参加通道竞争.CP 阶段持续到规定的下一超帧开始时间.如果此时通道内仍有 CP 阶段未结束的传输,则推迟 CP 阶段的结束和下一超帧的开始,造成前面提到的 Beacon Delay.

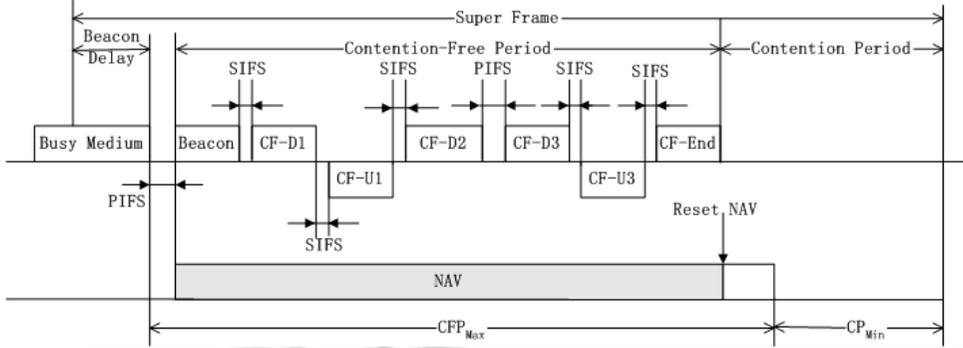


Fig.1 Super frame structure of PCF mode

图 1 PCF 机制的超帧结构

CFP 长度由 Polling 列表中实时结点数和实时业务的包长度决定,但为了使实时业务和非实时业务共存,需要对 CFP 长度加以限制.由图 1 可知,CFP 的最大长度为

$$CFP_{Max} = T_{SF} - CP_{Min} - BeaconDelay \tag{3}$$

而标准中规定

$$CP_{Min} = DIFS + T_{MPDU} + SIFS + T_{ACK} \tag{4}$$

CP_{Min} 的定义是为了保证在 CP 阶段非实时业务结点至少能传输一个数据帧.

标准 PCF 的一个缺点是: CP_{Min} 和 CFP_{Max} 是独立于网络状态的固定的值.当网络中非实时负载较轻时不必每帧都预留 CP_{Min} 长度的通道时间,从而导致宝贵的无线带宽资源的浪费,降低了系统的实时业务容量.同时,在 CFP 阶段传输的实时业务有绝对的优先级,每当新的实时业务加入时都会使 CP 长度减小,直至减小到 CP_{Min} .这时,如果网络中现有的非实时负载已经较重,将会导致非实时业务的吞吐率严重降级.以下仿真实验证实了这一情况.

1.2 标准PCF性能

本节通过仿真实验对标准 PCF 的性能进行分析,旨在指出使用标准 PCF 集成实时和非实时业务时存在的问题和本文的研究目标.所用仿真工具为 NS^[6],仿真实验利用了 Lindgren 在 NS 上实现的 PCF 机制的源码^[7].通道带宽为 2Mbps,其他系统参数的设置见文献[6],这里不再详述.实验采用的拓扑结构如图 2 所示.

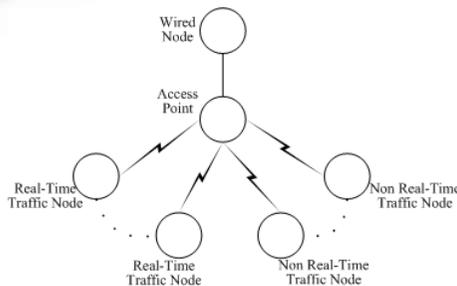


Fig.2 Simulation topology

图 2 仿真实验拓扑结构

仿真时间长度为 300s,每隔 5s 启动一个上行的实时业务流,再隔 5s,启动一个上行的非实时业务流,直到 200s 时,实时和非实时业务各有 20 个流.实时业务为 64Kbps 的 CBR 流,通过 UDP 协议传送包长为 160 Bytes 的数据包.非实时业务为 FTP 流,文件长度为无穷,通过 TCP 协议传送包长为 1000Bytes 的数据包.PCF 超帧长度 (T_{SF})设为 20ms.在每个实时业务流启动之前,将其加入 AP 所维护的 Polling 列表.实验中我们对 CBR 业务和 FTP 业务每 5 秒钟分别统计一次该类所有流的平均延迟、平均丢包率和有效吞吐率,实验结果如图 3~图 5 所示.

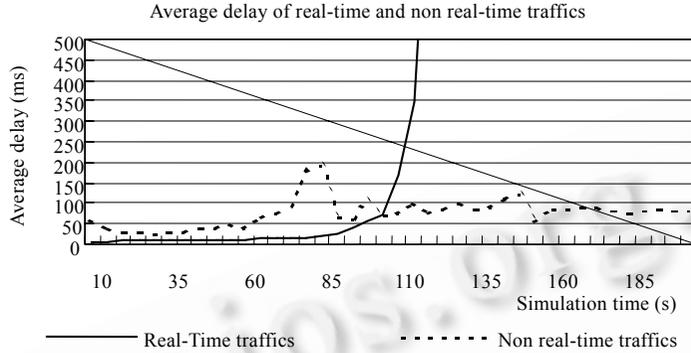


Fig.3 Average delay of real-time and non real-time traffics in PCF mode

图 3 PCF 机制下平均延迟随负载变化情况

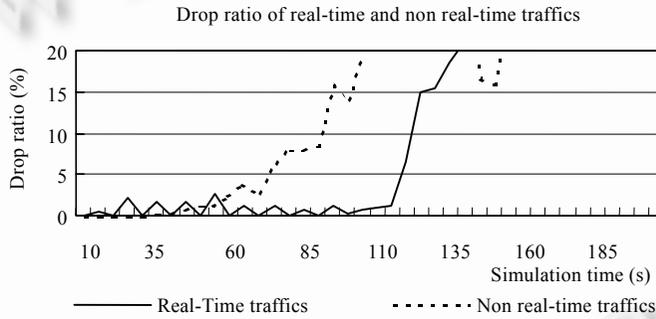


Fig.4 Package drop ratio of real-time and non real-time traffics in PCF mode

图 4 PCF 机制下丢包率随负载变化情况

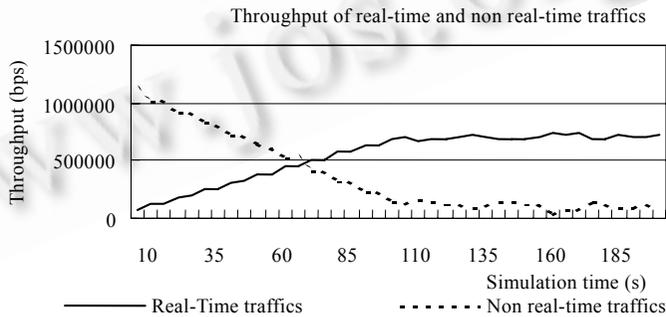


Fig.5 Throughput of real-time and non real-time traffics in PCF mode

图 5 PCF 机制下吞吐率随负载变化情况

由图 3 可见,当 CBR 结点数小于 9 时(第 85s 之前),平均延迟很小,基本保持在 20ms 以内.这是因为,包长为 160Bytes,数据速率为 64kbps 的 CBR 业务,每 20ms 到达一个数据包.Polling 机制保证 CBR 结点每个超帧内被轮询一次,所以延迟应小于超帧长度(20ms).由于 Beacon Delay 的存在,有时延迟会稍大于超帧长度.而当 CBR

结点数大于 11 时(第 105s 之后),CBR 业务的延迟迅速增加.这是因为,随着 Polling 列表的增长,PC 无法在 CFP_{Max} 时间内完成对全部 CBR 结点的轮询,每个超帧都有些结点得不到轮询,造成 CBR 结点内那些已在队列中的数据包包有较大排队延迟,而且延迟随结点数增加;同时在 buffer 满时新到达的数据包将被丢掉.而 FTP 业务传输使用 DCF,其平均延迟呈现复杂的形态:大约在 75s 之前随网络负载缓慢增加,在 85s 附近出现不稳定的过渡期,在 100ms 以后达到新的稳定状态.这种现象是由 DCF 这类随机争抢访问机制普遍存在的不稳定性所致,详细的理论探讨见文献[8]中的第 4 章.而且正如文献[8]所指出的,在这类竞争通道机制下,稳定的平均包延迟与结点数几乎是独立的(100s 以后);但这类稳定性以大量丢包为代价(如图 4 所示),是不希望出现的稳定状态.

图 4 表明,当 CBR 结点数小于 11 个时(第 105s 之前),CBR 业务有少量丢包,丢包率低于 2.5%,平均值不到 1%,而实时业务容忍少量丢包(1%~3%)^[9].这段时间出现的丢包主要是由随机出现的超帧长度缩短造成的.其后随着网络负载的增加,丢包率迅速变大.这时 CBR 结点获得的服务率小于包到达率(每个超帧都有未被轮询到的 CBR 结点),导致 buffer 大量溢出.在 75s 以前 FTP 业务的丢包率不超过 5%,以后呈现急剧上升的趋势,最高甚至达到 27%,这对 FTP 业务来说是不可接受的.

由图 5 可见,在 110s 以后,FTP 业务吞吐率将严重降级(200kbps 以下).这时 CP 长度达到最小值,系统支持的最大实时业务数约为 11.图 5 还证实了 Visser^[3]对 PCF 机制的批评:基于竞争的机制和无竞争的机制相结合会导致很差的性能.

由以上 3 个图可知:在该仿真场景下,约在 75s 以前(图 5 中两条曲线的交叉点附近),即在系统内的实时结点数不超过 8,非实时结点数不超过 7 时,PCF 能够较好地同时为两类业务提供服务.从图 5 还可以看出:系统能支持的总吞吐率约在 1Mbps 左右,但在 75s 以后非实时业务的 QoS 变得很差.正如文献[5]指出的:“集成系统的性能在超载时需给予特别的关注,因为实时优先级机制可能导致不能接受的非实时业务吞吐率.”QoS 控制机制应避免这一情形出现.

第 2 节将给出一个一般的方法,使得系统能在任意场景下工作在上述范围内.该方法根据网络内活动的非实时结点数动态计算 CP_{Min} 的值,所得的 CP_{Min} 值能够满足非实时业务的最低吞吐率要求.对新到达的实时业务,根据其服务指标和 CFP_{Max} 值进行准入控制,使得准入的实时业务 QoS 能够得到保证,同时非实时业务的吞吐率能够保持在可接受的水平上.

2 有最低竞争吞吐率保证的准入控制算法

本节提出一种基于服务指标的有最低竞争吞吐率保证的实时业务准入控制算法.为此,我们首先介绍服务指标的概念.

2.1 实时业务的服务指标

实时业务的传输要求可以用其固有的数据率(bps)和允许的最大延迟来表示.设某类实时业务允许的最大延迟为 D ,数据率为 R_s ;又设业务源产生的数据(bits)被组装(packetization)为长度 P_d 的数据包(packet);为保证实时业务的连续性,在 D 时间内须将 $B \approx R_s \times D / P_d$ 个数据包传输出去.在 PCF 机制下通道时间被分为一个个长度为 T_{SF} 的超帧. D 时间对应的超帧数为 $I \approx D / T_{SF}$.所以在 PCF 机制下,上述实时要求对应为:在 I 个超帧内,传输 B 个数据包.我们称 (I, B) 为该实时业务的服务指标.

上述实时业务服务指标计算可用以下公式表示:

$$\text{服务间隔 } I = \lceil D / T_{SF} \rceil \quad (5)$$

$$\text{服务包数 } B = \lceil R \times T_{SF} \times I / P_d \rceil \quad (6)$$

考虑 CBR 实时话音业务.如果话音源的数据速率为 R_s ,话音业务允许的延迟为 D ,为保证话音连续性,话音包的长度应为 $P_d = R_s \times D$;这时 D 也是包到达间隔.话音业务是各类实时业务中要求最为严格的,所以如果取 $T_{SF} = D$,则 $I = B = 1$.即话音业务的服务指标为 $(1, 1)$.

在 CFP 阶段,PC 根据各实时业务的服务指标对其进行轮询:对一个实时业务结点每隔 I 个超帧轮询一次,并在该超帧内为其传输 B 个数据帧.基于服务指标的 Polling 调度可以扩充系统能提供服务的实时业务种类.调

度算法的细节不是本文讨论的重点,有兴趣的读者可参见文献[4].

2.2 准入条件

准入控制在 QoS 保证机制中起着非常重要的作用.在 PCF 机制下实时业务的准入条件取决于 CFP 阶段最大长度和实时业务的服务指标.按第 2.1 节中实时业务服务指标的定义,设 (I^i, B^i) 为实时业务 i 的服务指标,则在 CFP 阶段,该实时业务需要的传输时间为

$$T_X^i = B^i \times (T_H + T_D + SIFS) + T_{Poll} + SIFS \quad (7)$$

其中, T_D 为数据帧的净载荷(payload)传输时间; T_H 为 MAC 层帧头部的传输时间; T_{Poll} 为 Poll 帧的传输时间.这样,准入条件为^[4]

$$\sum_{i=1}^k T_X^i / I^i < CFP_{Max} - PIFS - T_{Beacon} - SIFS - T_{CF-End} \quad (8)$$

式中 T_X^i 和 I^i 分别表示实时业务 i 在 CFP 阶段需要的传输时间和服务间隔, T_{Beacon} 为 Beacon 帧的传输时间(如图 1 所示).与文献[4]或其他研究工作不同,本文使用动态计算的 CP_{Min} (见第 2.3 节),从而得到动态的 CFP_{Max} (见式(3));而它们仍沿用标准 PCF 规定的 CP_{Min} (见式(4)),它是一个与网络状态无关的常数.

2.3 动态 CP_{Min} 计算

本节在研究动态 CP_{Min} 计算时用到 Bianchi 在文献[10]中给出的计算 DCF 机制下通道吞吐率 S 的公式:

$$S = \frac{P_s P_{tr} E[P]}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c} \quad (9)$$

其中 P_{tr} 是通道传输概率,表示在竞争窗口的一个时隙内,通道中有分组传输的概率:

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n \quad (10)$$

n 为竞争结点数, τ 为结点传输概率; P_s 是某个忙时隙内通道传输成功的概率:

$$P_s = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n} \quad (11)$$

$E[P]$ 是数据包的平均净载荷长度(bits); σ 为闲时隙长度; T_s 表示通道因成功传输而被侦听为忙的平均时间; T_c 表示通道因碰撞而被侦听为忙的平均时间.当

$$\tau \approx \frac{1}{n\sqrt{T_c^*}/2} \quad (12)$$

时, S 达到最大值,其中 $T_c^* = T_c / \sigma$.对于采用 RTS/CTS 机制的结点, T_s 和 T_c 分别为

$$\begin{cases} T_s = DIFS + T_{RTS} + \delta + SIFS + T_{CTS} + \delta + SIFS + T_H + E[T_D] + \delta + SIFS + T_{ACK} + \delta \\ T_c = DIFS + T_{RTS} + \delta \end{cases} \quad (13)$$

式中 DIFS(DCF inter-frame spacing)为竞争结点等待闲通道时间, T_{RTS} 和 T_{CTS} 表示传输 RTS 帧和 CTS 帧的时间, T_H 表示传输帧头部的时间, $E[T_D]$ 表示数据帧净载荷的平均传输时间, δ 表示传播延迟.

上述结果是在假定通道处于饱和状态下得到的.而网络中的非实时业务,特别是 TCP 业务,大多具有试图使系统达到饱和的特点.又因所有公式的计算均依赖结点传输概率 τ ,以下在应用这些公式时将按式(12)取 τ 的近似值.

式(9)可以改写为如下形式

$$S = \frac{E[P]}{T_s + \sigma \frac{1}{P_s} \left(\frac{1}{P_{tr}} - 1 \right) + T_c \left(\frac{1}{P_s} - 1 \right)} \quad (14)$$

将式(14)分母记为 T_{avg} ,则式(14)表示平均每隔 T_{avg} 时间,通道中有一个成功传输的数据帧. T_{avg} 中的 3 项可解释为:第 1 项 T_s 是成功传输一个数据帧需要的时间;第 2 项是平均两次成功传输之间通道闲的时间;第 3 项是平均两次成功传输之间通道发生碰撞的时间.

设 TH_{nrt} 为非实时业务可接受的最低吞吐率,定义非实时业务的服务间隔 I_{nrt} 为

$$I_{nrt} = \frac{E[P]}{TH_{nrt} T_{SF}} \quad (15)$$

表示非实时业务期望每 I_{nrt} 个超帧传输一个数据帧.定义 CP 阶段最小长度为

$$CP_{Min} = \sum_{j=1}^n T_{avg} / I_{nrt} = n T_{avg} / I_{nrt} \quad (16)$$

其中 n 为当前参与竞争的非实时结点数.对有不同吞吐率要求的业务,可通过加权和的方法来计算 CP_{Min} ,这里不再详述.

虽然在计算 CP_{Min} 时借用了第 2.1 节的服务指标概念,但这并不意味着对非实时业务也使用 Polling 方法.另外,上述计算仅在对实时业务进行准入控制时进行,无须每个超帧进行一次,旨在保护当前正在传输的非实时业务传输质量.应该说明的是:按式(16)计算的 CP_{Min} 为非实时业务预留资源,仅能从统计意义上对总的吞吐率有一定保证,并不保证每个流可获得吞吐率 TH_{nrt} .

2.4 准入控制算法

上述准入控制过程可以描述如下:

算法 1.

当新的实时业务请求到达时,

- (1) 根据 AP 测量的活动的非实时结点数和相关系统参数,应用式(12)计算结点传输概率 τ ;
- (2) 应用式(10)、式(11)计算 P_r 和 P_s ;
- (3) 应用式(14)分母计算 T_{avg} ;
- (4) 根据设定的非实时业务的最小吞吐率 TH_{nrt} 和式(15)计算非实时业务的服务间隔 I_{nrt} ;
- (5) 应用式(16)和式(3)计算 CP_{Min} 和 CFP_{Max} , $BeaconDelay$ 取最大值;
- (6) 根据新到达的实时业务的服务指标和准入条件(8)决定是否接受该实时请求.

2.5 改进的PCF性能分析

下面在分析改进的 PCF 性能时,以各个不同的最低竞争吞吐率要求下系统能支持的最大话音业务数,即实时业务的容量,作为性能指标.

令 C_{PCF} 为系统的实时业务容量,则有

$$C_{PCF} = \left\lfloor \frac{CFP_{Max}}{T_X / I} \right\rfloor \quad (17)$$

其中 I 为话音业务的服务间隔, T_X 为话音业务在 CFP 阶段所需的传输时间(见第 2.1 节).以标准的 CBR 话音业务(G.711 标准,数据率 64Kbps,包长 160Bytes)为例,最大允许的包延迟 D 为 20ms,也即话音业务的包到达间隔.取 $T_{SF}=20ms$,这时 $I=B=1$,代入到式(7)可算出 T_X 值.针对不同的非实时业务结点数和不同的非实时最低吞吐率要求(例如 TH_{nrt} 取 20kbps,40kbps 和 60kbps,包长取 500Bytes),按第 2.4 节的算法(1)~(5)步计算出 CP_{Min} 和 CFP_{Max} ;再代入式(17)计算 C_{PCF} ,计算结果如图 6 所示.

图 6 中每个点对应系统允许的非实时业务结点数 N_{nrt} 和相应的最大话音业务数 N_{rt} ,其意义是:当系统中存在 N_{nrt} 个活动的最低竞争吞吐率要求为 TH_{nrt} 的非实时业务结点时,最大准入的实时业务结点数为 N_{rt} .由图 6 可知,改进的 PCF 支持的最大话音业务数为 12,与标准 PCF 基本相同(如图 5 所示);不同的是,在改进的 PCF 下,实时业务和非实时业务的服务质量都能够满足.第 3 节将通过仿真实验对此进行验证.

3 仿真实验和分析

为验证上述准入算法的有效性,进行如下仿真实验:

仿真实验的拓扑结构如图 2 所示.非实时业务结点运行 FTP 业务,包长为 500Bytes,采用有 RTS/CTS 的 DCF 机制竞争通道;实时业务结点运行 CBR 业务,包长为 160Bytes,数据速率为 64Kbps,以 $I=1, B=1$ 的服务指标加入

Polling List;超帧长度设置为 20ms.分别设置非实时业务的最低带宽要求 TH_{nrt} 为 20Kbps,40Kbps 和 60Kbps.仿真实验针对图 6 中每个点所代表的场景(N_{nrt},N_{rt})加载实时和非实时业务.对实验测得的数据进行分析,得到非实时结点的总吞吐率,并与预期的非实时业务结点总吞吐率,即 nTH_{nrt} ,相比较,得到图 7.图 7 中所有的实心点代表实际测得的吞吐率值,空心点代表预期的吞吐率值.因为对实时业务按准入条件(8)加以控制,其延迟性能可以保证,故此略去其性能曲线.

从图 7 可以看出,实际测得的非实时业务吞吐率高于预期值 $N_{nrt}TH_{nrt}$,表明第 2 节的方法有效.另外,测量值和预期值之间较大的差距源自:在计算 CFP_{Max} 时, $BeaconDelay$ 取了最大值,它包含传输一个最大协议数据单元的时间 T_{MPDU} ;而 802.11 默认其值为传输 2 312 bytes 净载荷的时间.所以,实际上预留给非实时业务的通道时间大于 CP_{Min} .另外,非实时业务的吞吐率达到 1Mbps 左右基本饱和,即使网络中实时业务结点数为 0,也是如此.这是因为对于 2Mbps 的通道带宽,每 20ms 就会有 Beacon 和 CF-End 等开销,如果超帧长度增长,这个饱和吞吐率会有所提高.在 DCF 机制下,通道的饱和吞吐率约为 1.2Mbps.尽管 PCF 因其超帧机制使得系统吞吐率有所降低,但其对实时业务的 QoS 保证仍是其优势.

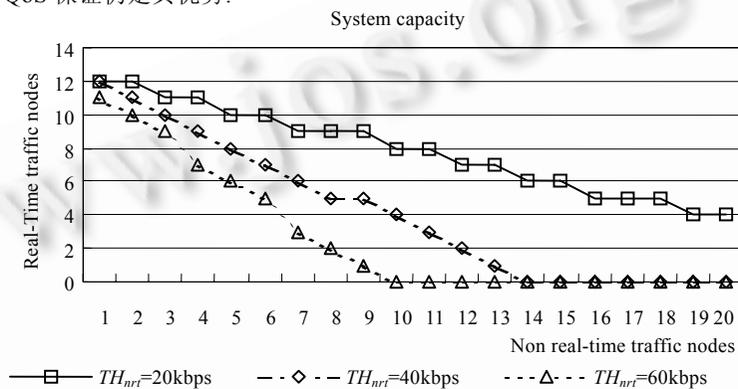


Fig.6 System capacity of real-time traffic

图 6 系统的实时业务容量

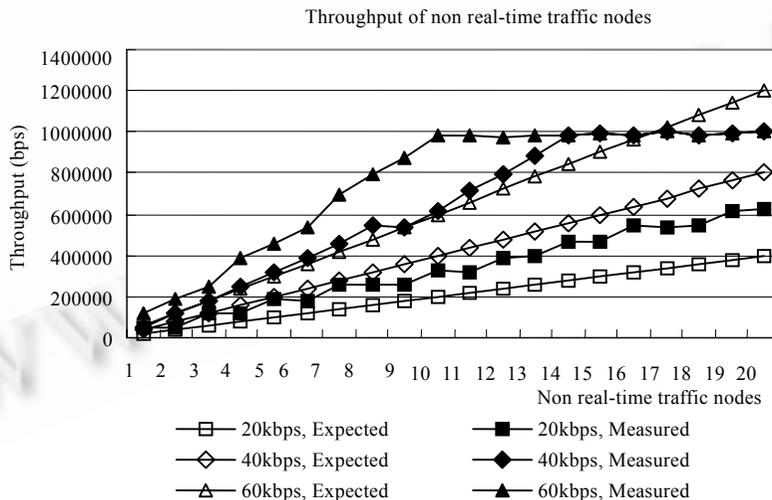


Fig.7 Throughput of non real-time traffics

图 7 非实时业务吞吐率

4 结 论

综上所述,本文提出的准入控制机制能够根据网络中非实时业务的负载状况动态调整 CFP 长度阈值,使得 PCF 机制在为实时业务提供 QoS 保证的同时,满足非实时业务的最低带宽要求,避免了在集成这两种业务时常出现的问题.应该指出的是:本文给出的动态计算准入阈值的方法可以和任何 Polling 调度相结合,不限于文献 [4]的调度方案.进一步的研究方向是:在计算准入阈值时如何估计 *BeaconDelay* 的值以提高实时业务容量.

References:

- [1] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. ISO/IEC 8802-11; ANSI/IEEE Std 802.11, 1999.
- [2] Aad I, Castelluccia C. Differentiation mechanisms for IEEE802.11. In: Proc. of the 20th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM). 2001. <http://www.ieee-infocom.org/2003/>
- [3] Visser MA, El Zarki M. Voice and data transmission over an 802.11 wireless network. In: Proc. of 6th Int'l IEEE Symp. on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC). 1995. <http://www.ieee.org/ieeexplore/>
- [4] Lo SC, Lee GL, Chen WT. An efficient multipolling mechanism for IEEE 802.11 wireless LANs. IEEE Trans. on Computers, 2003, 52(6):764-778.
- [5] Roberts JW. Traffic theory and the Internet. IEEE Communications Magazine, 2001,39(1):94-99.
- [6] Network Simulator—NS-2. 2001. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>
- [7] Lindgren A. Contributions to the network simulator: Support for the PCF mode of IEEE 802.11 for ns-2.1b8. 2001. <http://www.sm.luth.se/~dugdale/index/software.shtml>
- [8] Bertsekas D, Gallager R. Data Networks. 2nd ed., New Jersey: Prentice Hall, 1991. 271-283.
- [9] Heffes H, Lucantoni D. A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance. IEEE Journal of Selected Areas in Communication, 1986,4(6):856-868.
- [10] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. IEEE Journal of Selected Areas in Communication, 2000,18(3):535-547.