

一种新的基于业务区分的接入控制算法

石胜林¹ 朱光喜^{1,2} 苏钢¹

(华中科技大学电子与信息工程系 武汉 430074)¹ (武汉光电国家实验室 武汉 430074)²

摘要 鉴于 IEEE802.11e EDCA 接入控制机制在高背景负载条件下无法保证高优先级数据流的服务质量,提出了一种利用自适应的、连续的、变次数的 RTS 请求,以提高高优先级业务的接入成功概率,并减少高优先级业务之间碰撞的算法。理论分析和仿真结果表明,该算法能有效地提高高优先级数据的接入成功概率,保护其端到端吞吐量,减少分组重传次数和分组时延,从而保证高优先级数据流的服务质量。

关键词 无线 Mesh 网络,服务质量,接入控制

Novel Admission Control Algorithm Based on Differential Services

SHI Sheng-lin¹ ZHU Guang-xi^{1,2} SU Gang¹

(Dept. of Electronics and Information Engineering, HUST, Wuhan 430074, China)¹

(Wuhan National Laboratory for Optoelectronics, Wuhan 430074, China)²

Abstract EDCA in IEEE802.11e can't ensure the QoS of the high priority service flow when there are lots of background traffic in the network. We proposed a novel admission control algorithm based on adaptive, consecutive, variable requests of RTS, which can increase admission probability of high priority service flow, and reduce the collision between the high priority data flow. The theoretical analysis and simulation results show that the algorithm can significantly increase admission probability of high priority service flow, improve the end-to-end throughput, and reduce the retry times and delay, which will ensure the QoS of high priority service flow.

Keywords Wireless mesh networks, Quality of service, Admission control

1 引言

随着现代通信技术的飞速发展,无线网络技术由于其接入灵活、成本低廉、易于扩展等优势得到了人们越来越多的关注,多种无线技术的发展也使一种新兴的具有极大优势和潜力的宽带无线接入技术悄然浮上水面,开始发挥它的巨大的作用并逐渐占领市场,它就是无线网状网(Wireless Mesh Networks, WMNs)技术。

MAC 协议是无线 Mesh 网络协议中重要的组成部分,它不仅提供了多节点访问共享信道的机制,也是提高系统的吞吐量及提供 QoS 服务的关键机制。一方面,MAC 协议直接控制着网络中数据包的发送和接收,其性能对无线网络的传输性能起着至关重要的作用;另一方面,由于 MAC 层功能相对上层的功能比较独立,因此考虑 MAC 层时可以忽略上层的路由、切换等带来的影响。MAC 层分组调度机制的选择可以兼顾物理层功率分配和速率分配方案,以有效地分配系统资源,在满足业务 QoS 要求的前提下提高系统的吞吐量。设计简单而高效的 MAC 层协议,并且兼顾带宽分配的公平性和带宽利用率对无线 Mesh 网络性能的提升有着至关重要的作用。

本文针对 IEEE802.11e 协议的接入控制机制在高背景负载的条件下,高优先级数据流接入成功概率不能得到充分保护的问题,提出了一种基于业务区分的多请求机制。该机制利用连续的多次 RTS 请求,提高高优先级业务的接入概率,同时也考虑到高优先级业务之间的竞争,提出了高优先级业务同时接入信道的避让策略,以减少高优先级业务之间的碰撞。本文从理论和实验仿真两个方面对该算法进行了详细的分析,证明了基于业务区分的多请求机制可以有效地提高高优先级数据流的接入成功概率,从而保护高优先级数据流的端到端吞吐量,减少其分组重传次数以及分组时延。

2 IEEE802.11e EDCA 接入控制机制

IEEE802.11e 的 EDCA 接入方式,定义了以下 4 种不同优先级的接入类(AC),音频、视频、尽力而为和背景数据,并且为 4 种接入类分别定义了不同的 CW_{min} (最小竞争窗口)、 CW_{max} (最大竞争窗口)和 AIFS(仲裁帧间间隔),以保证不同接入类的服务质量要求。但是这并不足以满足业务实际应用的需要,它仅仅是建立了一种根据传输流种类分配信道访问的概率优先机制,并不足以提供足够的服务质量保证。现阶段已有很多学者对 IEEE802.11e 的 EDCA 机制进行了理论

到稿日期:2010-04-16 返修日期:2010-07-21 本文受国家科技重大专项项目(2009ZX03003-009,2008ZX03003-004,2009ZX03002-009),湖北省研究与开发计划(2009BFA013),湖北省自然科学基金项目(2008CDB325)和华中科技大学自主创新研究基金(M2009016)资助。

石胜林(1972-),男,博士生,主要研究方向为无线系统 QoS 技术,E-mail:slshi3667_cn@hotmail.com;朱光喜(1945-),男,教授,博士生导师,主要研究方向为 4G 和宽带多媒体通信等;苏钢(1971-),男,副教授,主要研究方向为自适应 MIMO-OFDM 传输研究。

建模和性能分析^[4-6]。其中文献[1]对 IEEE802.11e 的 EDCA 机制进行了理论建模和性能分析,并给出了节点中某优先级业务的发送成功概率公式:

$$P_s = n\tau_i (1 - \sum_{i \in M} \tau_i)^{n-1} \prod_{j>i} (1 - \tau_j) \quad (1)$$

P_s 表示等级为 i 的接入类的发送成功概率, n 表示节点个数, τ_i 表示等级为 i 的接入类的接入概率, M 表示接入等级的集合。如式(1),任一等级业务流的接入成功概率都是与其它所有等级的业务流相关的,也就是说尽管在节点内部高优先级接入类具有优先接入权,但其接入成功概率还是与其它节点上的低于该等级的接入类有关。所以在竞争严重的网络环境下,高优先级数据流的信道竞争优势会因为大量低优先级数据流的存在而被削弱。IEEE802.11e 中依靠减小高优先级接入类的接入窗口来增加高优先级接入类吞吐量的方式,并不能很好地消除低优先级数据流对高优先级数据流的影响,其改善的效果也不会太明显。低优先级流对高优先级流的影响可以分为两个方面:一方面是低优先级数据包和高优先级数据包的发帧碰撞;另一方面是低优先级数据成功发送后占用信道的时间对高优先级数据接入的延迟影响。如能从上述两个方面减少甚至消除低优先级对高优先级流的影响,就能保护高优先级业务。

3 基于业务区分的多请求算法

综合以上分析,本文算法旨在提高高优先级数据分组接入信道的成功率,避免因为接入失败而产生的等待延迟,减小接入信道等待时间,从而在高背景数据流的情况下,进一步保证高优先级数据的传输成功率。

首先,基于 IEEE802.11e 的 EDCF 接入方式,在 RTS/CTS/DATA/ACK 接入时序的基础上做如下调整:对于不同的业务等级以不同的间隔、不同的重试次数发送 RTS 请求,以帮助较高优先级的业务抢占信道。

根据 IEEE802.11e 的 EDCA 机制中划分的 4 类数据:音频、视频、尽力而为和背景数据,本文定义了 3 种业务等级:音频数据为高优先级数据,视频为中等优先级数据,尽力而为和背景数据为低优先级数据。本文在信道预约的过程中,根据不同的数据优先级,使用多个 RTS 进行信道预约,使不同优先级的数据在接入信道的过程中具有不同级别的成功接入概率,从而最大限度地体现其 QoS 特性。从图 1 可以看出,对于高优先级数据,如果 RTS 请求帧预约信道成功,则接收方会立刻回应同意发送 CTS 帧,发送方接收到 CTS 帧后开始发送数据,此时不需要发送新的 RTS 帧。如果预约失败,则以间隔 $UIFS = SIFS + \sigma \times slottime$ $\sigma \in (0, 1, 2)$ 再次发出 RTS 请求, σ 随机在 0, 1, 2 中取值。此时如果预约成功,接收方回应 CTS 帧,发送方接收到后开始发送数据,如果预约失败,则进入退避过程。对于中等优先级的数据,若 RTS 请求帧预约信道成功,则不需要发送新的 RTS 请求。若网络中发生 RTS 碰撞预约失败,则会再次以间隔 $MIFS = SIFS + 3 \times slottime$ 发出 RTS 请求,预约成功则发送数据流,预约失败进入退避过程。对于低优先级业务,如果 RTS 发生碰撞而导致预约失败,则直接进入退避过程。从以上过程可以看出,高优先级数据、中等优先级数据初次发送 RTS 请求时,如果预约失败不会立即进入退避过程,而是再次发送 RTS 请求,这样会加大预约成功的机会。而对于低优先级数据流,只有一次请求,如

果预约失败则直接进入退避过程。另外对于高优先级和中等优先级的数据,两次 RTS 帧会根据不同的情况并以不同的间隔发送。文献[2]中也提出了一种 RTS 多预约算法,该算法使用多个背靠背的 RTS 帧进行高优先级数据的信道预约,不管首次预约是否成功都会连续传输多个请求发送帧 RTS,这样在高优先级业务传输成功率较高时不可避免地造成了信道带宽的浪费。本文算法中,如果信道预约成功,则不再发送新的 RTS 请求,减少了额外的控制帧消耗。在高优先级和较低优先级流发生冲突时,较高优先级流会通过后续的 RTS 请求先一步抢占信道,因此无论多少低优先级流都不会对高优先级流产生影响,彻底消除了较低优先级对较高优先级流影响中的影响。另外较低优先级流由于发送失败会进一步加大退避窗口,这样会减小发送的概率,进而在一定程度上减少了较低优先级对较高优先级流影响。由于对高优先级流的第二次 RTS 请求的时间间隔采取随机调整的策略,因此也减少了多个高优先级流接入信道产生的碰撞。

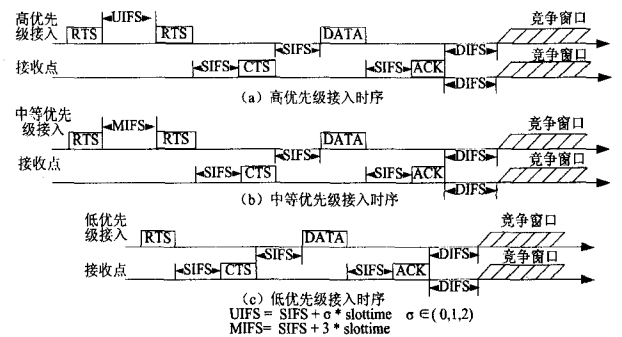


图 1 基于业务区分的多请求机制接入时序

总之,本文提出的基于业务区分的多请求的策略能减少较低优先级数据流对较高优先级数据流的影响,保证高优先级数据的服务质量。下面将通过理论和仿真实验两个方面来验证这个问题。

4 理论分析

假设 WMN 网络中包含 n 个节点,各节点相互独立并共享同一无线信道,且不考虑隐藏终端以及信道衰落问题。首先分析某个节点信道竞争的过程,令 $s(t)$ 表示该节点在时刻 t 的退避级数,取值范围为 $[0, m]$; $b(t)$ 表示该节点的退避时隙计数器在时刻 t 的取值,取值范围为 $[0, W_i - 1]$, $W_i = 2^i W_0$, $W_0 = CW_{min}$, $i \in [0, m]$ 。显然 $s(t)$ 和 $b(t)$ 分别描述的两个随机过程都不是 Markov 过程。本文将这两个随机过程作为一个整体,即采用二维随机过程 $\{s(t), b(t)\}$ 来描述该节点竞争信道的过程,如图 2 所示。假设各节点每次发送数据帧时,数据帧的碰撞概率与过去的碰撞次数无关,即碰撞概率 p 恒定且相互独立。这两个维随机过程在时刻 $t+1$ 的状态 $\{s(t+1), b(t+1)\}$ 只与前一个时刻 t 的状态 $\{s(t), b(t)\}$ 有关,与时刻 t 以前的状态,如 $\{s(t-1), b(t-1)\}$ 等无关,而且状态和时间都是离散的。所以随机过程 $\{s(t), b(t)\}$ 是二维 Markov 链。

为了简化分析,令:

$$P\{i_1, j_1 | i_0, j_0\} = P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = j_1 | s(t) = i_0, b(t) = j_0\} \quad (2)$$

由图 2 可以得到:

$$P\{i, j | i, j+1\} = 1 \quad 0 \leq j \leq W_i - 2, 0 \leq i \leq m \quad (3)$$

$$P\{i+1, j | i, 0\} = p/W_{i+1} \quad 0 \leq j \leq W_{i+1} - 1, 0 \leq i \leq m-1 \quad (4)$$

$$P\{m, j | m, 0\} = p/W_m \quad 0 \leq j \leq W_m - 1 \quad (5)$$

$$P\{0, j | i, 0\} = (1-p)/W_0 \quad 0 \leq j \leq W_0 - 1, 1 \leq i \leq m-1 \quad (6)$$

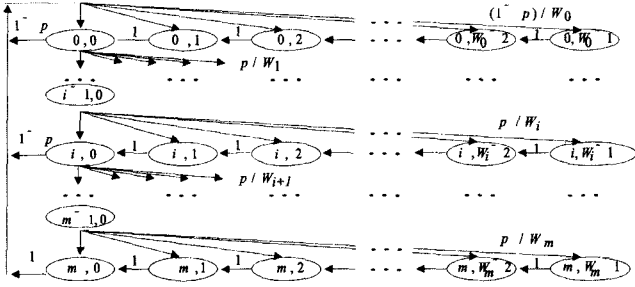


图2 二维马尔可夫链(Markov)模型

式(3)表示,在退避过程中,退避计数器在每个时隙的开始时刻减1;式(4)表示,当退避级数为*i*时,如果发送失败,退避级数加1,退避计数器的取值等概率地从 $[0, W_{i+1} - 1]$ 中选取;式(5)表示,当退避级数已经达到最大时,如果发送失败,退避级数不变;式(6)表示,在任意退避等级,如果发送成功,退避等级将迁移到最小值0。

式(7)如下所示:

$$b_{i,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = j\}, 0 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq W_i - 1 \quad (7)$$

由图2可得:

$$b_{i-1,0} p = b_{i,0} \Rightarrow b_{i,0} = p b_{i-1,0}, 0 < i \leq m \quad (8)$$

对于任意的 $j \in [0, W_i - 1]$,

$$b_{i,j} = \frac{W_i - j}{W_i} \times \begin{cases} (1-p) \sum_{i=0}^{m-1} b_{i,0} + b_{m,0}, & i=0 \\ p b_{i-1,0}, & 0 < i \leq m \end{cases} \quad (9)$$

所有的 $b_{i,j}$ 都可以用 $b_{0,0}$ 和 p 表示,而且 $\sum_{i=0}^m \sum_{j=0}^{W_i-1} b_{i,j} = 1$,因此可得:

$$b_{0,0} = \frac{2(1-2p)(1-p)}{W_0[1-(2p)^{m+1}](1-p) + (1-2p)(1-p^{m+1})} \quad (10)$$

不论退避级数是多少,只要退避计时器为零,该节点就发送数据。因此该节点在任意时刻发送数据帧的概率为:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \sum p^i b_{0,0} = \frac{b_{0,0}(1-p^{m+1})}{1-p} \quad (11)$$

式(11)适用于所有优先级的数据。设高优先级的最小竞争窗口值为 W_1 , 中等优先级的最小竞争窗口值为 W_2 , 低优先级的最小竞争窗口值为 W_3 , 则高优先级发包概率 τ_1 、中等优先级发包概率 τ_2 、低优先级发包概率 τ_3 分别为:

$$\tau_1 = \frac{2(1-2p_1)(1-p_1^{m+1})}{W_1[1-(2p_1)^{m+1}](1-p_1) + (1-2p_1)(1-p_1^{m+1})} \quad (12)$$

$$\tau_2 = \frac{2(1-2p_2)(1-p_2^{m+1})}{W_2[1-(2p_2)^{m+1}](1-p_2) + (1-2p_2)(1-p_2^{m+1})} \quad (13)$$

$$\tau_3 = \frac{2(1-2p_3)(1-p_3^{m+1})}{W_3[1-(2p_3)^{m+1}](1-p_3) + (1-2p_3)(1-p_3^{m+1})} \quad (14)$$

式中, p_1, p_2, p_3 依次是高优先级、中等优先级以及低优先级

的数据流发帧时的碰撞概率, n_1, n_2, n_3 依次是高优先级、中等优先级以及低优先级的节点数。对于本文算法的接入流程,有:

$$p_1 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} \quad (15)$$

$$p_2 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2 - 1} \quad (16)$$

$$p_3 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2} (1 - \tau_3)^{n_3 - 1} \quad (17)$$

分析所有节点竞争信道的过程,在任意时隙内至少一个节点发送数据,即信道忙的概率为:

$$p_r = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2} (1 - \tau_3)^{n_3} \quad (18)$$

n_1, n_2, n_3 为发送高优先级流、中等优先级流和低优先级流的节点数; p_{s1}, p_{s2}, p_{s3} 分别为高优先级流、中等优先级流和低优先级流发帧成功概率; $p_{s11}, p_{s12}, p_{s13}$ 分别为高优先级流无碰撞情况下的发帧成功概率、与中等优先级以及低优先级流碰撞情况下的发帧成功概率; p_{s22}, p_{s23} 分别为无高优先级流发送条件下中等优先级无碰撞情况下的发帧成功概率、与低优先级流碰撞情况下的发帧成功概率; p_{c1}, p_{c2}, p_{c3} 分别为高优先级流之间的碰撞概率、无高优先级流数据发送情况下的中等优先级流之间的碰撞概率、无高优先级和中等优先级流数据发送情况下的低优先级流之间的碰撞概率; p_{c11} 为高优先级流之间碰撞且发送成功的概率; p_{c12} 为高优先级流之间碰撞且发送失败的概率。

$$\begin{aligned} p_{s1} &= p_{s11} + p_{s12} + p_{s13} + p_{c1} \\ &= n_1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} (1 - \tau_2)^{n_2} (1 - \tau_3)^{n_3} + n_1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} [1 - (1 - \tau_2)^{n_2}] (1 - \tau_3)^{n_3} + n_1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} \\ &\quad (1 - \tau_2)^{n_2} [1 - (1 - \tau_3)^{n_3}] + [\frac{1}{3} \times (\frac{2}{3})^{n_1 - 1} + \frac{1}{3} \times (\frac{1}{3})^{n_1 - 1}] p_{c1} \end{aligned} \quad (19)$$

$$\begin{aligned} p_{s2} &= p_{s22} + p_{s23} \\ &= n_2 \tau_2 (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2 - 1} (1 - \tau_3)^{n_3} + n_2 \tau_2 (1 - \tau_1)^{n_1} \\ &\quad (1 - \tau_2)^{n_2 - 1} [1 - (1 - \tau_3)^{n_3}] \end{aligned} \quad (20)$$

$$p_{s3} = n_3 \tau_3 (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2} (1 - \tau_3)^{n_3 - 1} \quad (21)$$

$$p_{c1} = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1} - n_1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} \quad (22)$$

$$p_{c11} = [\frac{1}{3} \times (\frac{2}{3})^{n_1 - 1} + \frac{1}{3} \times (\frac{1}{3})^{n_1 - 1}] p_{c1} \quad (23)$$

$$p_{c12} = \{1 - [\frac{1}{3} \times (\frac{2}{3})^{n_1 - 1} + \frac{1}{3} \times (\frac{1}{3})^{n_1 - 1}]\} p_{c1} \quad (24)$$

$$p_{c2} = (1 - \tau_1)^{n_1} [1 - (1 - \tau_2)^{n_2} - n_2 \tau_2 (1 - \tau_2)^{n_2 - 1}] \quad (25)$$

$$\begin{aligned} p_{c3} &= (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2} [1 - (1 - \tau_3)^{n_3} - n_3 \tau_3 \\ &\quad (1 - \tau_3)^{n_3 - 1}] \end{aligned} \quad (26)$$

$T_{s11}, T_{s12}, T_{s13}, T_{s22}, T_{s23}, T_{s3}, T_{c11}, T_{c12}, T_{c2}, T_{c3}$ 则对应其相应的成功发送和冲突事件所占用的信道时长:

$$T_{s11} = RTS + 3SIFS + CTS + DATA + ACK + DIFS \quad (27)$$

$$\begin{aligned} T_{s12} &= 2RTS + 4SIFS + \sigma \times slottime + CTS + DATA + \\ &\quad 2ACK + DIFS \quad \sigma \in (0, 1, 2) \end{aligned} \quad (28)$$

$$T_{s13} = T_{s12} \quad (29)$$

$$T_{s22} = T_{s11} \quad (30)$$

$$\begin{aligned} T_{s23} &= 2RTS + 4SIFS + 3slottime + CTS + DATA + \\ &\quad 2ACK + DIFS \end{aligned} \quad (31)$$

$$T_{s3} = T_{s11} \quad (32)$$

$$\begin{aligned} T_{c11} &= 2RTS + 4SIFS + \sigma \times slottime + CTS + DATA + \\ &\quad 2ACK + DIFS \quad \sigma \in (0, 1, 2) \end{aligned} \quad (33)$$

$$T_{c12} = 2RTS + 2SIFS + \sigma \times slottime + 2ACK + DIFS$$

$$\sigma \in (0, 1, 2) \quad (34)$$

$$T_2 = 2RTS + 2SIFS + 3slottime + 2ACK + DIFS \quad (35)$$

$$T_3 = RTS + SIFS + ACK + DIFS \quad (36)$$

由以上分析可得高、中等以及低优先级流的饱和吞吐量,如式(37)(38)(39)所示。其中 θ 表示一个空的时隙的持续时间, $E[data]$ 表示传输平均净荷时间。从式(1)可以看出 802.11e EDCF 机制中,较高优先级流的发帧时因碰撞导致失败的概率会受到较低优先级数据流的影响,而改进后的算法从式(15)一式(17)中看出,发帧时因碰撞导致失败的概率仅仅会受到较高优先级的数据流的影响。另外,从式(19)一式(21)可以得出在各优先级数据流发帧概率和节点数相同的情况下,高优先级数据流发帧成功概率要高于中等优先级数据流,中等优先级数据流要高于低优先级数据流的发帧成功概率。进而从式(37)一式(39)可以得出饱和吞吐量也是较高优先级要高于较低优先级数据流。

5 仿真分析

本次仿真环境为 ns-2,采用维度为 8 的等间距节点阵列拓扑,全网络 8 行、8 列共 64 个节点,列与列、行与行之间相

$$S_1 = \frac{\rho_{s1} E[data]}{(1-p_r)\theta + \rho_{s11} T_{s11} + \rho_{s12} T_{s12} + \rho_{s13} T_{s13} + \rho_{s22} T_{s22} + \rho_{s23} T_{s23} + \rho_{s3} T_{s3} + \rho_{c11} T_{c11} + \rho_{c12} T_{c12} + \rho_{c2} T_{c2} + \rho_{c3} T_{c3}} \quad (37)$$

$$S_2 = \frac{\rho_{s2} E[data]}{(1-p_r)\theta + \rho_{s11} T_{s11} + \rho_{s12} T_{s12} + \rho_{s13} T_{s13} + \rho_{s22} T_{s22} + \rho_{s23} T_{s23} + \rho_{s3} T_{s3} + \rho_{c11} T_{c11} + \rho_{c12} T_{c12} + \rho_{c2} T_{c2} + \rho_{c3} T_{c3}} \quad (38)$$

$$S_3 = \frac{\rho_{s3} E[data]}{(1-p_r)\theta + \rho_{s11} T_{s11} + \rho_{s12} T_{s12} + \rho_{s13} T_{s13} + \rho_{s22} T_{s22} + \rho_{s23} T_{s23} + \rho_{s3} T_{s3} + \rho_{c11} T_{c11} + \rho_{c12} T_{c12} + \rho_{c2} T_{c2} + \rho_{c3} T_{c3}} \quad (39)$$

图 3(a)(b)(c)分别显示了音频数据流、视频数据流、尽力而为数据流在不同网络负载的情况下,用 M-EDCA 以及 EDCA 两种方法分别得到的标准吞吐量的情况。对于音频数据流来说,本文提出的 M-EDCA 可以大大改善 EDCA 的 QoS 性能,通常对于音频信号用户可以接收 5%左右的丢包率,从仿真结果可以清楚地看到当网络负载超过 66%时,EDCA 已经不能够提供满足用户需求的 QoS 性能,而 M-EDCA 在网络负载达到 90%以上时依然可以提供足够的网络性能;对于视频信号流来说,M-EDCA 也有提高 EDCA 的 QoS 性能的作用,但不及音频信号流明显;对尽力而为数据流收效甚微。总的来说,本文提出的 M-EDCA 算法有效地提高了高优先级数据流的 QoS 性能,保证了高优先级数据流的吞吐量。图 3(d)显示了音频数据流在不同网络负载情况下的分组重传次数,从仿真结果可以看出 M-EDCA 有效地减少了高优先级业务的碰撞导致重传的次数,保护了高优先级数据的传送,从而提高了高优先级数据的吞吐量。

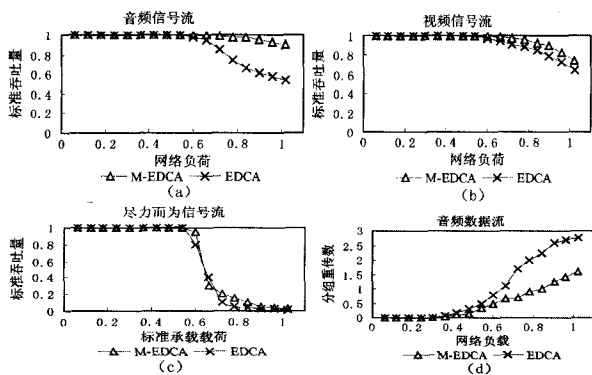


图 3 场景 1 中不同网络负载的吞吐量或分组重传数

隔 10m,所有节点的发送范围为 100m,因此每一个节点的发送和接收都受其它节点的影响。每个节点工作在 36Mbit/s IEEE802.11a 模式,并仅传送单个类型的业务流。网络中有 4 种业务流,音频、视频、尽力而为和背景数据,仿真参数分别为:音频:G.728 音频恒定速率信号,传输速率 16kbits/s,包长 168 字节,最大时延 100ms;视频:H.264 视频变速率信号,平均传输速率 1.1Mbits/s,包长 1064 字节,最大时延 10ms;尽力而为和背景数据:以 Pareto 分布模型为基础产生,平均传输速率 256kbits/s,包长 552 字节。

场景 1 用以下方式规则地增加网络中总的通信负载,从最开始的 4 个节点,每次增加 4 个节点(分别发送音频数据流、视频数据流、尽力而为数据流和背景数据流),最后加到 68 个节点。因为本文采用的是 IEEE802.11a 36Mbits/s 的物理层速率,理论上最大的通道容量为 26.9Mbits/s,所以其标准承载负载是从 0.06 一直加到 1.02。仿真结果如图 3 所示,对比了本文的基于业务区分的多请求算法(简称 M-EDCA)与传统 EDCA 算法,得到了不同的业务数据流在不同网络负载情况下的吞吐量情况。本文采用标准吞吐量来描述吞吐量的情况,标准吞吐量为传送成功的数据量与传送的同种类型的业务流的总数数据量的比值,即一个通过的百分比的值。

场景 2 从场景 1 可以看到,当网络负载达到 65%以上时,网络性能会急剧降低。因此在场景 2 中,本文先设置 44 个节点分别发送音频数据流、视频数据流、尽力而为数据流和背景数据流,然后在此基础上每次增加 6 个节点发送音频数据流,一直到总共 68 个节点。通过这个场景可以评估音频数据流持续增加情况下的 M-EDCA 的性能。仿真结果如图 4 所示,可以看出 M-EDCA 相对于 EDCA 对音频数据流提供了更好的 QoS 担保。当 EDCA 吞吐量下降到 95%以下而不能满足音频数据流的性能要求时,M-EDCA 依然可以比 EDCA 多支持额外的 12 个音频数据流节点,但吞吐量有所下降。另外,虽然音频数据流只有 16kbits/s 的传输速率,带宽占用很低,但是节点的高活跃性却增加了碰撞的概率。从图 4(b)中还可以看出,随着节点的增加,分组重传数也在增加,但是由于 M-EDCA 算法考虑了高优先级数据流之间的碰撞,因此重传次数依然相对 EDCA 有 20%到 30%的减少。

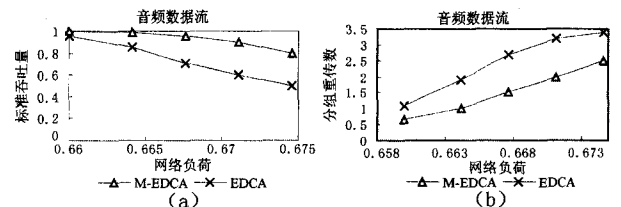


图 4 场景 2 中不同网络负载的吞吐量或分组重传数

场景 3 本文还是从场景 2 的 44 个节点分别发送音频数据流、视频数据流、尽力而为数据流和背景数据流节点开始,然后在此基础上每次增加 2 个节点发送视频数据流,最终到 54 个节点。通过这个场景可以评估视频数据流持续增加

(下转第 114 页)

从理论计算和仿真结果的对比情况来看,节点响应时间的理论值要稍大于仿真结果;而系统容量的理论值要稍小于仿真结果,两者基本符合。

同时,从图4可以看出,理论计算和仿真结果都说明了,在系统负载较小时,节点响应时间一直维持一个较低的水平;而在系统负载接近于1时,节点响应时间急剧增大。这说明,Link 16数据链系统TDMA协议在系统负载较小时,具有较好的实时性;而在系统负载接近于1时,系统性能将急剧恶化。

从图5可以看出,随着时间阈值的增加,系统能够容纳的节点数量逐渐增多,但是,存在一定的极限值。理论分析这一极限值为100,从图上也能大致看出这一趋势。也就是说,同节点响应时间的理论计算和仿真结果说明的情况相同,当系统负载趋向于1时,系统将无法稳定运行,性能将急剧恶化。

结束语 建模和仿真在战术数据链全生命周期中具有重要作用,本文对战术数据链媒体接入控制协议仿真评价方法进行了研究,并通过示例说明了方法的有效性。但是,本文仅研究了时隙分配协议的仿真评价问题。然而,随着通信技术的发展,越来越多的新技术,例如正交频分多址技术、混合媒体接入控制技术等等被引入到战术数据链中,因此,下一步需要跟踪战术数据链媒体接入控制技术的发展,及时开展相应的评价方法研究,并通过实例加以检验。

参考文献

[1] 孔义明,杨丽萍. 信息化战争中的战术数据链[M]. 北京:北京

邮电大学出版社,2005

- [2] Cruz C I. Netwars-based Study of Joint Stars Link-16 Network [D]. Air University,2004
- [3] Hao C, JingMing K, ZunWen H. Modeling and Simulation of Link16 Network Using OPNET [A]// The International Conference on Communication and Inforation [C]. 2005:556-559
- [4] 邢智,戴浩. 基于OPNET的Link16数据链建模与仿真[J]. 军事运筹与系统工程,2005,19(1):62-66
- [5] 杨静. 地空数据链协议的研究与仿真[D]. 成都:电子科技大学,2007
- [6] 帅国祥. Link 16协议开发和关键技术研究[D]. 南京:东南大学,2008
- [7] 任培. 战术数据链传输时延及其作战效果影响分析方法研究[D]. 长沙:国防科学技术大学,2009
- [8] 吴汉平译. 电子战建模与仿真导论[M]. 北京:电子工业出版社,2004
- [9] Navy Center for Tactical Systems Interoperability(NCTSD); Understanding Link-16; A Guidebook for New Users(Third Revision) [Z]. Northrop Grumman Corporation Information Technology Communication & Information Systems Division,2001
- [10] 梅文化,蔡善法. JTIDS/Link 16数据链[M]. 北京:国防工业出版社,2007
- [11] 王文政,杨光,周经伦. Link 16数据链系统容量研究[J]. 计算机工程与应用,2009,45(8):26-28

(上接第106页)

情况下的M-EDCA的性能。此时由于增加的是视频数据流,平均传输速率达到1.1Mbits/s,带宽占用远远大于前一场景,因此在节点增加的过程中,整个网络负载远远大于前一场景。仿真结果如图5所示,可以看出当EDCA吞吐量下降到95%以下而不能满足音频数据流的性能要求时,M-EDCA依然可以比EDCA多支持额外的2组4个视频数据流节点,因此M-EDCA也能提高视频数据流的QoS性能。

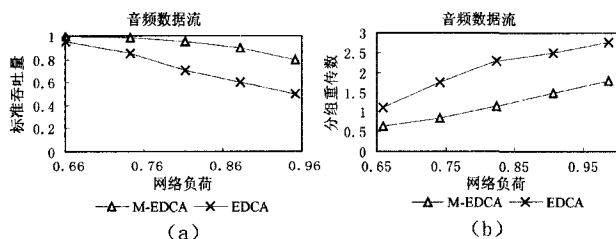


图5 场景3中不同网络负载的吞吐量或分组重传数

总之,仿真结果显示M-EDCA比EDCA对音频数据流和视频数据流提供了更好的QoS保障。

结束语 本文详细分析了IEEE802.11e EDCA接入机制的优点和不足,并指出IEEE802.11e EDCA接入机制在高背景负载的条件下,高优先级数据流的信道竞争优势会由于大量低优先级数据流的存在而削弱。为了在高背景数据流的情况下提高高优先级数据流的信道接入成功概率,本文提出了一种基于业务区分的多请求算法,即利用自适应的连续的变次数RTS请求,提高高优先级业务的接入概率,同时该算法也考虑到了高优先级业务之间的竞争,提出了高优先级业

务同时接入信道的避让策略,减少了高优先级业务之间的碰撞。理论分析和仿真结果表明了该算法可以有效地提高高优先级数据流的接入成功概率,从而保护高优先级数据流的端端吞吐量,减少其分组重传次数和分组时延。

参考文献

- [1] Yang Xiao. Performance Analysis of IEEE802.11e EDCF Under Saturation Condition[C]// Proceedings of 2004 IEEE International Conference on Communications (ICC2004). IEEE, June 2004:170-174
- [2] 王朝翔,韦蓉,丁炜. 带拥塞控制的多预约MAC协议[J]. 电子科技大学学报,2008,37(5):765-768
- [3] IEEE Std 802.11/D5.0. Draft Supplement to Standard for Telecommunication and Information Exchange between Systems-LAN/MAN Special Requirements. Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications; Medium Access Control(MAC) Enhancements for Quality of Service[S]. July 2003
- [4] 王刚,周银东,梅顺良. IEEE 802.11e EDCA网络模型分析[J]. 清华大学学报:自然科学版,2005,45(10):1389-1392
- [5] Robinson J W, Randhawa T S. Saturation throughput analysis of IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(5):917-928
- [6] Tao Z, Panwar S. An Analytical Model for the IEEE 802.11e Enhanced Distributed Coordination Function[C]// Proceedings of IEEE International Conference on Communications. 2004, 7: 4111-4117