

# IEEE802.16 Mesh 网基于区分服务的时隙分配机制

俞 浚

(南京工业大学 计算机科学与技术系,江苏 南京 210009)

**摘 要:** 时隙分配是 IEEE802.16 无线 Mesh 网的关键技术之一,提出一种基于区分服务的时隙分配机制(DSSA)。首先调整每一个调度窗口的开始时间以优化每次处理的业务数量,然后 DSSA 为窗口内的实时、非实时业务划分不同的时隙搜索范围,目的是为实时业务预留出一部分时隙以满足其时延要求,最后 DSSA 周期性的统计两种业务到达率,根据历史统计值提前对两种业务达到情况进行预测,依据预测值动态地调整预留时隙的大小。实验结果表明 DSSA 可以显著提高实时业务的调度效率,同时兼顾了非实时业务的时隙分配需求。

**关键词:** IEEE802.16 无线 Mesh 网;分布式协调调度;区分服务;时隙分配

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1000-7180(2013)12-0081-04

## A DiffServ-Based Slot Allocation Mechanism in IEEE802.16 Mesh Networks

YU Jun

(Department of Computer Science and Technology, Nanjing University of Technology, Nanjing 210009, China)

**Abstract:** The slot allocation is one of the key technologies in IEEE802.16 mesh networks. This paper proposes a diffserv-based slot allocation mechanism (DSSA). At first, we adjust the start time of scheduling window, in order to optimize the number of the scheduled tasks. Then, we assign different search scopes with scheduling window, in accordance with the type of tasks, with an objective to achieve slot reservation that satisfies the requirement in delay of real-time tasks. Finally, DSSA records the arrival rates of tasks periodically, which is used to predict the number of arriving tasks. We can adjust the number of reserved slots according to the predicted value. Our simulation results demonstrate that, DSSA can efficiently enhance the scheduling efficiency of the real-time tasks, while satisfying the requirement in slot allocation of non-real-time tasks.

**Key words:** IEEE802.16 wireless Mesh networks; distributed coordinated scheduling mechanism; DiffServ; slot allocation

### 1 引言

在 IEEE802.16<sup>[1]</sup> 无线 Mesh 网络中所有子站组成 ad hoc 结构,各个节点直接进行通信,显示出更灵活、高效的组网方式。然而协议只是在 Mesh 模式下定义了入网方式、帧结构、管理控制消息格式以及三次握手交互过程,却没有对与网络服务质量相关的时隙分配算法做出详细的规定。

在无线网络带宽受限,资源紧缺的情况下,区别

对待时延敏感业务和公平满足各种类型业务对 QoS 的要求成为无线传输中两个相互矛盾的性能指标。以往相关研究主要侧重对一方面进行改进<sup>[3-9]</sup>,文献[2]中提出了一种公平的端到端时隙分配算法,然而却忽略了对时延敏感业务进行优先分配时隙的考虑。文献[3]中提出了一种基于优先级的时隙分配策略,然而无法根据网络的变化调整预留时隙的大小,造成时隙的浪费,同时优先级低的业务由于分配不到足够的时隙进行传输而会出现饿死的情况。

收稿日期: 2013-02-20; 修回日期: 2013-04-11

基金项目: 江苏省科技支撑计划(工业)项目(BE2011186)

本文提出一种基于区分服务的时隙分配机制 DSSA. 通过设置不同的搜索起点给实时业务预留出时隙. 为了设定合适的预留时隙, DSSA 周期性地统计两种业务的到达率, 并对当前两种业务的到达情况进行预测, 根据预测值调整预留时隙大小, 从而保证了实时、非实时业务对时隙分配的需求.

## 2 802.16 Mesh 模式分布式协同调度机制

IEEE802.16 无线 Mesh 网络中的调度方式包含了集中式调度、分布式非协同调度以及分布式协同调度<sup>[10]</sup>, 其中集中式调度由基站分配信道资源, 分布式非协同调度由各子站以竞争的方式传输业务, 分布式协同调度由子站以无碰撞的方式传输业务. Mesh 分布式协同调度模式更适应于调度具有不同服务质量要求的混合类型业务. 在分布式协同调度模式下, 节点以协商的方式进行通信, 通过请求、授权和授权确认的三次握手的过程对时隙进行调度, 从一定程度上避免了冲突, 提高了信道利用率.

分布式协同调度模式中, 网络采用的是时分双工(TDD)方式, 每个 MAC 帧由控制子帧和数据子帧构成. 节点在控制子帧中规定的 slot 时隙向周围邻居节点广播的分布式调度信息(MSH-DSCH). 数据子帧由 256 个微时隙组成, 每个微时隙是一个时间单元. 通过节点之间的三次握手协商 256 个微时隙的分配, 如图 1 所示. 首先 A 节点向 B 节点发出申请后, B 节点根据相关时隙分配机制从第 1 到第 256 个微时隙中寻找空闲微时隙, 经过双方确认后, 在协定的微时隙内建立连接传输业务数据. 为方便本文将微时隙简称为时隙.

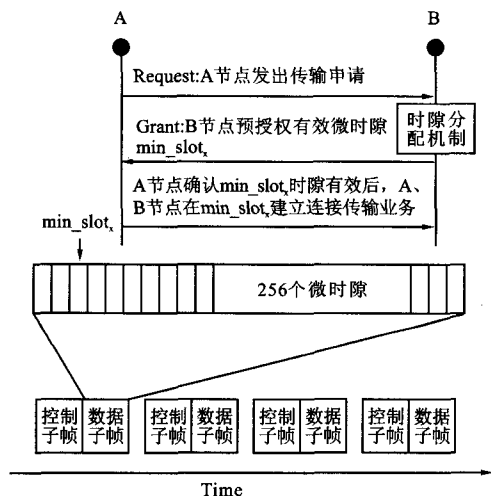


图 1 Mesh 模式分布式协调时隙调度

合理的时隙分配机制不但可以降低业务在源节点业务队列的排队时间, 还可以保证数据传输的有

效性和可靠性. 本文将就 DSSA 时隙分配机制如何优化调度窗口, 以及面对具有不同服务质量要求的混合类型业务, 如何区别且公平的进行时隙分配进行阐述.

## 3 基于区分服务的时隙分配机制(DSSA)

本节首先引入排队模型, 然后提出一种区分服务的时隙分配机制(DSSA). 我们分为两个方面对其进行描述: 调度窗口优化、自适应调整预留时隙.

### 3.1 排队模型

本文将业务队列抽象为一个单服务台的排队模型, 服务规则为 FCFS. 如图 2 所示, 队列在各个时刻  $\{t_1, t_2, t_3, \dots, t_n\}$  到达  $\{task_1, task_2, task_3, \dots, task_n\}$ , 各个业务到达时刻随机的分布在时间轴上. 在完成时隙分配后, 业务离开队列, 在节点间进行传输. 假设业务到达队列的过程满足如下性质:

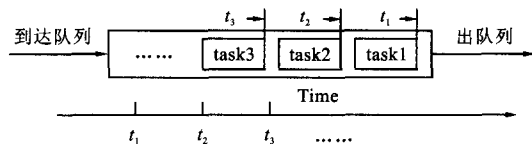


图 2 排队模型

(1) 无后效性, 即在互不重叠的时间区间内, 某个业务到达队列的事件是相互独立的.

(2) 平稳性, 对于充分小的  $\Delta t$ , 在时间区间  $[t, t + \Delta t]$  内, 有 1 个业务到达的概率和时间  $t$  无关, 近似和  $\Delta t$  成正比.

(3) 普通性, 对于充分小的  $\Delta t$ , 在时间区间  $[t, t + \Delta t]$  内, 有两个或两个以上业务到达的概率无限小, 可以忽略不计.

同时本文假设在较长时间段参考下, 将业务到达队列的时刻间隔的均值近似的看作为一个常量, 所以某时间段内, 队列到达若干个业务的随机过程可以看作为一个强度为  $\lambda$  的泊松过程.

本文根据用户的实际需要, 从时延敏感与否的角度, 将队列中的业务分为:

(1) 实时业务  $RT$ : 对实时性要求较高, 对时延较为敏感.

(2) 非实时业务  $nRT$ : 该类业务可以容忍一定的时延.

我们将队列中排队的业务群组  $\{task_1, task_2, task_3, \dots, task_n\}$ , 视作由  $RT$ 、 $nRT$  两大类型的业务组成的两个子业务群  $\{RT_1, RT_2, RT_3, \dots, RT_n\}$ 、 $\{nRT_1, nRT_2, nRT_3, \dots, nRT_n\}$ , 在此基础上研究如何对这两个子业务群组进行时隙分配.

### 3.2 调度窗口优化

调度窗口是一段固定大小的时帧,每段时帧之间的时间间隔不是固定的.每个调度窗口响应先前未处理完的积压业务以及即时到达队列的新增业务的时隙分配请求.由于业务到达的随机性,到达时刻时密时疏的分布在时间轴上,所以有必要对调度窗口的开始时间进行调整,以优化每次响应的业务数量.设某个调度窗口  $\delta_n$ ,预开始时刻记为  $r_n$ ,预结束时刻为  $e_n$ ,窗口长度记为  $s_n$ ,  $r_n$  的调整量记为  $\theta$ ,要求  $\delta_n$  的实际开始时刻必须处于时间区间  $[t_{an}, t_{bn}]$  内.在  $[r_n + \theta, r_{n+1}]$  时间区间内,到达队列的业务个数记为 Num\_In,离开队列的业务个数记为 Num\_Out,每个业务的业务量相同,记为 vol,最大承受负载记为 load\_max.

**定义1** 服务强度  $R_n$ : 区间  $[r_n + \theta, r_{n+1}]$  内,到达队列的业务数与离开队列的业务数之比记为  $\delta_n$  的服务强度,  $R_n$  值越大,表示  $\delta_n$  服务强度越高:

$$R_n = \frac{\text{Num\_In}}{\text{Num\_Out}} \quad (1)$$

式(2)表示进行调整后的  $r_n$  必须处于区间  $[t_{an}, t_{bn}]$  内:

$$t_{an} \leq r_n + \theta \leq t_{bn} \quad (2)$$

式中,  $\theta$  表示调整量,  $t_{an}$  和  $t_{bn}$  分别表示调度窗口  $\delta_n$  可以达到的最早开始时刻和可以容忍的最迟开始时刻.

式(3)表示调度窗口  $\delta_n$  的实际开始时刻与下一个调度窗口  $\delta_{n+1}$  的预开始时刻  $r_{n+1}$  的间隔不得小于能够容忍的最短时间间隔:

$$t_{a(n+1)} - (t_{bn} + s_n) \leq r_{n+1} - (r_n + \theta + s_n) \quad (3)$$

通过对调度窗口开始时刻的调整,最大化此时队列服务强度,如式(4)所示:

$$\max R_n \quad (4)$$

式(5)表示在当前服务强度下,离开队列的业务所承载的业务总量不能超过网络能够承担的最大业务总量:

$$\text{Num\_Out} \times \text{vol} \leq \text{load\_max} \quad (5)$$

调度窗口开始时刻设置的不同,就意味着每个调度窗口可以响应的总业务数量不同,所以在每个调度窗口大小固定的情况下,通过调整调度窗口  $\delta_n$  的开始时间,对调度窗口  $\delta_n$  处理的业务数量进行优化.

### 3.3 自适应调整预留时隙

为队列中实时、非实时两个子业务进行时隙分配,示意图如图3所示.步骤如下:

(1) 根据队列中两种业务到达率的变化,动态的调整预留时隙  $P_t$  的大小.

(2) 调度窗口  $\delta_n$  开始工作,按照业务到达队列的时间顺序分配时隙,分配的时隙个数由每个业务的业务量决定.

(3) 为非实时业务在每个 MAC 数据子帧的  $(P_t + 1) \sim 256$  时隙范围内寻找空闲时隙,为实时业务在  $1 \sim 256$  时隙范围内寻找空闲时隙,直至调度窗口  $\delta_n$  结束工作.

(4) 重复步骤(1)再次更新预留时隙  $P_t$  的大小.

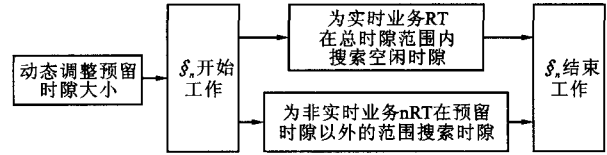


图3 时隙分配

接下来,本文详细的介绍如何根据队列中业务到达率的变化,自适应的调整预留时隙  $P_t$  的大小.首先周期性的对业务到达速率进行采样统计,采样周期由式(6)确定:

$$T = \frac{\sum_{n=1}^N r_{n+1} - r_n}{N} \quad (6)$$

式中,  $T$  表示采样周期,  $r_n$  表示每个调度窗口  $\delta_n$  的调整后的开始时间,  $N$  表示调度窗口的总个数.

式(7)表示以  $T$  为周期,对两种业务达到队列的达到速率进行统计:

$$r(k)_x = (1 - d_r) \times \frac{\text{Num\_x}}{T} + d_r \times r(k-1) \quad (7)$$

式中,  $d_r = e^{-\frac{T}{\mu}}$ ,  $\mu$  是控制参数,  $\text{Num\_x}$  为时间区间  $[r_{n-1}, r_n]$  内某类型业务的到达数量,如  $\text{Num\_RT}$ 、 $\text{Num\_nRT}$ .

预留时隙的目的是为了保证时延敏感的实时业务获得更多的传输机会,预留时隙过大大会造成时隙资源的浪费,预留时隙过小又无法有效地满足实时业务的需要.所以为了给每一个预留时隙确定较为合适的大小,DSSA 根据上述周期统计结果,对时间区间  $[r_n, r_{n+1}]$  内业务的到达情况进行预测,如式(8)所示:

$$P_{\text{Num}_x} = \frac{r(k)_x \cdot \text{Num}_x}{\text{Num}_x!} e^{-r(k)_x} \quad (8)$$

通过式(8),得到在到达率  $r(k)_x$  下,在时间区间  $[r_n, r_{n+1}]$  内,某类型业务到达队列的数量是  $\text{Num\_x}$  的概率为  $P_{\text{Num}_x}$ .

将每个周期实时、非实时业务的预测值  $\{P_{\text{Num\_RT1}},$

$P_{Num\_RT2}, \dots, P_{Num\_RTi} \} \setminus \{P_{Num\_RT1}, P_{Num\_RT2}, \dots, P_{Num\_RTj} \}$   
进行均值计算,如式(9)、(10)所示:

$$\bar{P}_{RTi} = \sum_{i=1}^I P_{Num\_RTi} \quad (9)$$

$$\bar{P}_{nRTj} = \sum_{i=1}^J P_{Num\_nRTi} \quad (10)$$

式中,  $I, J$  表示两个数列的项数。

结合历史预测值的均值以及前一次预测值对当前预测值进行优化,如式(11)、(12)所示,

$$^{\circ}P_{Num\_RTi} = (1 - \beta)\bar{P}_{RTi} + \beta P_{Num\_RT(i-1)} \quad (11)$$

$$^{\circ}P_{Num\_nRTj} = (1 - \beta)\bar{P}_{nRTj} + \beta P_{Num\_nRT(j-1)} \quad (12)$$

式中,  $\beta$  表示控制参数,当预测值与均值相差较大时,  $\beta$  取值区间为  $(0, 0.5)$ , 反之取值区间设为  $(0.5, 1)$ 。通常  $\beta$  取经验值 0.3。

根据优化后的预测值,确定调度窗口  $\delta_n$  内预留时隙的调整参数,如式(13)所示:

$$\partial = \frac{{}^{\circ}P_{Num\_RTi}}{{}^{\circ}P_{Num\_nRTj}} \quad (13)$$

最后根据调整参数通过式(14)确定当前调度窗口  $\delta_n$  内预留时隙的大小:

$$Pt = \left\lceil \frac{\partial}{\partial + 1} \times 256 \right\rceil \quad (14)$$

通过历史预测值的均值和前一次的预测结果对当前预测值进行优化,使得当前预测值可以更好的描述队列中两种业务的到达情况,由此动态的为每个  $\delta_n$  设置合适的预留时隙。

#### 4 结束语

本文提出了一种基于区分服务的时隙分配机制(DSSA)。仿真结果表明 DSSA 可以有效的提高队

列的服务强度,降低业务的排队时间。

#### 参考文献:

- [1] Akyildiz I F, Wang X, Wang W. Wireless mesh networks: A survey [J]. Computer Networks, 2005 (47):445-487.
- [2] Claudio Cicconetti, I F. Akyildiz and Luciano Lenzini, a bandwidth allocation algorithm for service differentiation in IEEE802.16 MESH networks[J]. IEEE/ACM Trans on Networking, 2009, 17(3):884-897.
- [3] 刘仙灵, 张勇, 戴超, 等. 基于预测和优先级的时隙调度策略[J]. 吉林大学学报: 信息科学版, 2009, 27(1): 12-16.
- [4] Jianhua He, Kun Yang, Ken Guild. Application of IEEE802.16 mesh networks as the backhaul of multi-hop cellular networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2007, 45(9):82-91.
- [5] Mukul R, Singh P. An adaptive bandwidth request mechanism for qos enhancement in wimax real time communication[C]// Wireless and Optical Communication Networks, [s. l.]: IEEE, 2006:5-5.
- [6] 刘占军, 胡蓉, 余文魁, 等. IEEE802.16 Mesh 协同分布式模式下的延迟性能分析[J]. 重庆邮电大学学报: 自然科学版, 2010, 22(2):165-169.
- [7] 朱旭东, 常会友, 衣杨, 等. 基于调度窗口的弱硬实时系统改进 DBP 调度算法研究[J]. 安徽大学学报: 自然科学版, 2010, 34(4):70-75.

#### 作者简介:

俞 浚 男, (1989—), 硕士研究生. 研究方向无线网状网 QoS 保障技术.

(上接第 80 页)

- [2] 刘之家. 一种基于云计算的负载均衡技术的研究[J]. 广西师范学院学报: 自然科学版, 2011(2):93-96.
- [3] 方义秋, 唐道红, 葛君伟. 云环境下基于虚拟机动态迁移的调度策略研究[J]. 微电子学与计算机, 2012, 29(4):45-48.
- [4] Jinhua H, Jianhua G, Guofei S, et al. A scheduling strategy on load balancing of virtual machine resources in cloud computing environment: parallel architectures, algorithms and programming[C]// 2010 Third International Symposium on. Dalian, China, IEEE Computer Society, 2010.
- [5] Zhang Bo, Gao Ji, Ai Jieqing. Cloud loading balance algorithm[C]// proceedings of the 2nd International Conference on Information Science and Engineering. Hangzhou, China, 2010.
- [6] 张鹏伟, 陈景霞, 贾小云. SOA 中一种带有预测功能的自适应负载均衡算法[J]. 微电子学与计算机, 2011, 28(11):174-177.
- [7] Martin Arlitt. A collection of 1.35 billion Web requests recorded at servers for the 1998 FIFA World Cup [EB/OL]. [2012-12-05]. <http://www.ircache.net/>

#### 作者简介:

白延敏 女, (1982—), 硕士研究生, 讲师. 研究方向为嵌入式系统应用、云计算.

吕树红 女, (1980—), 硕士研究生, 讲师. 研究方向数据库技术、云计算.