

波长共享的 WDM 无源光网络媒质接入控制算法及其性能分析

邱绍峰 范戈

(上海交通大学光纤区域通信网与新型光纤通信系统国家重点实验室,上海 200030)

摘要 结合波长分配和前跳虚时钟算法,提出了一个基于连接的 WDM 无源光网络媒质接入控制算法. 通过理论和仿真,分析了此算法的延时保证和公平性.

关键词 WDM;无源光网络;媒质接入控制

中图分类号 TN929.11 **文献标识码** A

0 引言

WDM 无源光网络 (passive optical network, PON) 有两种系统方案^[1], 一种是为每个光网络单元 (optical network unit, ONU) 分配一对波长, 分别用于上行和下行传输, 这样就提供了光线路终端 (optical line terminal, OLT) 到各 ONU 固定的虚拟点对点双向连接, 由于受到使用的波长数和阵列波导光栅端口数目的限制, 因此系统中 ONU 数较少. 另一种是 ONUs 共享上行波长, 根据需要为各 ONU 动态分配波长. 这种方案克服了可用波长数的限制, 系统能够支持更多的 ONU, 同时提高了波长利用率^[2]. 然而当多个 ONU 在同一时隙使用相同的波长发送数据时, 就会产生冲突, 因此需要采用媒质接入控制协议 (MAC) 为用户动态分配带宽. 许多局域网用的 WDM MAC 协议已被提出^[3~5], 但他们都是把输入业务量抽象为业务矩阵, 调度的目标是使为业务矩阵的服务时间最小, 不能为业务提供确定的时延保证. 然而在接入网中, 需要为许多具有不同流量特征和服务质量需求的业务连接分配网络资源, 不仅要保证业务的吞吐量和公平性, 对实时业务还要有确定的时延上限.

1 波长共享的 WDM PON 接入协议分析模型

WDM PON 系统媒质接入控制协议的分析模型如图 1 所示. 图中, ONU 位于系统的用户侧, 提供接入网和用户网的线路终端功能, OLT 位于网络侧, 负责上行数据帧的调度和波长信道分配, 并提供与宽带公用网的接口. ONU 中配置一个固定发射机和一个可调发射机, 固定发射机固定调谐在控制信道 λ_c 上, 用于发送传输请求, 可调发射机可以调谐到

任意一个上行数据波长信道, 用于发送上行数据. ONU 通过控制信道 λ_c 向 OLT 发送传输请求, 请求内容为该 ONU 的地址以及待发送分组的长度. OLT 收到传输请求后, 根据 ONU 的地址将待发送分组的长度写入相应的请求队列, 通过调度算法决定各分组的发送次序, 并为 ONU 分配信道, 然后将发送信息通过下行信道广播给各 ONU, ONU 根据发送信息在分配的信道上安排分组的发送, 这样便从逻辑上解决了共享信道的问题. 另外, OLT 通过测距系统测量各 ONU 的位置并通知 ONU, ONU 引入时延补偿, 实现各信道时隙同步.

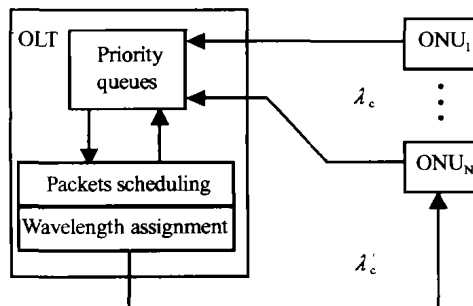


图1 WDM PON 接入协议分析模型
Fig. 1 Analysis mode for access protocol of WDM PON

2 媒质接入控制算法

2.1 波长分配

波长共享的 WDM PON 是一个多波长信道系统, 能够同时发送多个分组. 我们把能同时发送的分组称为一个调度组. 为避免波长冲突和发送冲突, 调度组必须满足以下两个条件: 1) 能够为调度组内的每一个分组分配一个不同的波长, 2) 对于每个分组, 其源 ONU (产生该分组的 ONU) 的发射机空闲, 能够在分配的波长上发送数据. 因此, 调度器需要保存这样两个全局变量: 信道可用时间表 $CAT[i]$ (i 为信道的标号) 和发射机动态表 $ONU[j]$ (j 是 ONU 的标号). CAT 是 W 维向量, W 为上行数据波长数, $CAT[k] = m$, 其中 $k = 1, 2, \dots, W$, 表示信道 k 在 m 个时隙后可用. 发射机状态表存有发射

机完成发送任务的时间, $ONU[j] = 0$ 表示该 ONU 的发射机空闲. 这里我们假设系统是时隙化的, 即时间是以时隙为单位的整数值, 所以当 $CAT[i]$ 和 $N[j]$ 为非 0 值时每过一个时隙就减一, 直到 0 为止.

2.2 带宽预留

要提供基于连接的带宽预留, 在连接 f_j 建立时, 分配带宽 r_j . 为保证带宽预留, 分配的带宽总和不能超过系统容量, 另外, 任一 ONU 产生的连接所分配的带宽不能超过该 ONU 的发送能力. 假设系统有 W 个波长信道, 每个信道的带宽都为 C , $R[j]$ 表示 ONU $_j$ 产生的连接所分配的带宽之和, 则保证带宽预留只要满足: 1) $\sum R[j] \leq W \times C$, 2) 对任一 ONU $_j$, $R[j] \leq C$.

2.3 分组调度算法

目前所提出的公平队列调度算法可分为基于带宽的 GPS 类算法和基于时延的 EDF 类算法. 其中 GPS 类算法^[6] 因具有最小带宽保证, 严格的时延上限以及良好的隔离性等优点而受到广泛的研究. 前跳虚时钟 (LPVC)^[7] 即属于这一类算法. 基于 LPVC 的原理, 针对 WDM PON 系统, 本文提出了多波长信道 LPVC 算法, 其状态转移如图 2 所示.

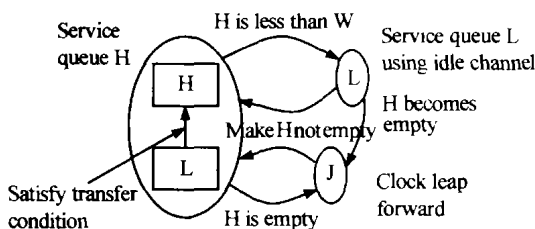


图 2 多波长信道前跳虚时钟算法状态转移图

Fig. 2 Working state graph of multi-wavelength LPVC algorithm

当连接 f 中的分组 i 到达队首时, 分配给分组的虚完成时间标签为

$$t_f^i = \max(t_s, t_f^{i-1}) + l_i / r_f \quad (1)$$

式中 t_s 为系统当前虚时钟, l_i 为分组 i 的长度, r_f 是连接 f 分配的带宽.

如果连接 f 的虚完成时间 $t_f^i \geq t_s + 2\Delta_f$ (Δ_f 为在分配的带宽下传送连接 f 中最长分组所需要的时间), 该连接已获得充分服务, 将其置入低优先级队列 (L 队列). 反之, 则认为该连接处于欠服务状态, 置于高优先级队列 (H 队列). 系统按 H 队列中各连接虚完成时间标签由低到高的顺序服务, 当 H 队列中的分组数小于可用信道数时, 为提高波长利用率, 服务器利用剩余信道服务 L 队列, 系统时钟平滑推进, 直至以下两种情况发生: 队列 L 中的连接相对于此时的系统时钟已跳入 H 队列, 或者 H 队列转变为空, 系统进入时钟前跳状态 (J 状态). 这两种情况都使得 H 非空, 系统能够持续服务 H 队列. 当 H 队列为空时, 系统虚时钟向前跳进 Δ (Δ 为 Δ_f

的最大值), 使得 L 队列中至少有一个连接转入欠服务状态, 从而跳转到 H 队列, 使得系统可以持续服务. 由于系统时钟不断向前跳进, 使得系统“忘记”以前的状态, 从而使得活动的连接不会因为从前获得过多的服务而在新连接重新激活时受到惩罚, 亦即新激活的连接和早已激活的连接对于调度器的选择而言始终处于同一竞争水平线上, 这就保证了算法的公平性.

综上所述, 可得算法的步骤如下:

1) 初始化: 保证系统当前虚时钟、连接的虚完成时间标签、信道可用时间表和发射机状态表等参数, 在系统启动时, 这些参数都设置为 0.

2) 进入队列: 当分组 i 到达队首, 按照式 (1) 计算虚完成时间标签 t_f^i , 根据 t_f^i 值, 置入不同的队列 (H 或 L 队列). 在 H 队列中, 分组按 t_f^i 的大小排列, L 队列中, 分组按 $t_f^i - \Delta_f$ 的大小排列.

3) 弹出队列: 当服务器空闲时, 假设此时可用信道数 (CAT 值为 0 的信道) 为 w . 如果 H 队列为空, 则系统虚时钟前跳 Δ . 由于时钟推进, 使得 L 队列中至少有一个连接变为欠服务状态, 跳转到 H 队列. 服务器按照虚完成时间标签由小到大服务 H 队列中的连接: a) 如果连接 f 发送冲突, 跳过 f . 否则, 把连接 f 加入调度组, 并分配一个信道 j , 标记 $CAT[j] = L$, $ONU[\text{source}(f)] = L$. L 为连接 f 队首的分组长度, $\text{source}(f)$ 表示产生连接 f 的 ONU 的标号. b) 继续处理下一个连接, 直到可用信道分配完, 或 H 队列中所有连接都已处理. c) 如果有剩余信道, 按照步骤 a、b 处理 L 队列中 $t_f^i - \Delta_f \leq 2\Delta_f$ 的连接. d) 把调度组中的分组从队列中删除, 更新系统当前虚时钟 $t_s = t_s + L_{\min} / C$, L_{\min} 表示调度组中最小分组长度.

4) 各分组在分配的信道上发送, 实际时钟推进.

3 媒质接入控制算法的性能分析

多波长信道的 LPVC 算法不仅提高了波长利用率, 同时仍具有基于连接的时延保证和公平性. 下面给出算法的几个特性:

性质 1: 分组发送完成时的系统虚时钟与分组的虚完成时间标签满足 $t_s \leq t_f^i$. 这说明了多波长信道的前跳虚时钟算法仍具有分组在标签时间之前便完成发送的性质, 这与 GPS 调度一致. 然而发送完成时间可能比 GPS 调度超前多个分组, 导致均匀到达的分组以突发的方式离去, 使得吞吐量的不公平性增加. J. Bennett 等人^[8] 引入了最坏公平指数 (WFI) 是用来描述算法的公平性.

性质 2: 多波长信道的前跳虚时钟算法的 WFI

为 $(3\tau - \tau \times r_f / C)$, 其中 $\tau = L_{\min} / C$. 性质 2 说明了多波长信道 LPVC 具有有限的 WFI, 因此仍具有类似 LPVC 的公平性. 由调度策略知, 在实际调度中, 由于发送冲突, 所有可用信道都服务 L 队列, WFI 才有可能达到最大.

性质 3: 如果连接 f 采用参数为 (σ, r_f) 的漏桶整形, 则其端到端时延上限为 $d_f \leq \sigma / r_f + \Delta L / C$, 其中 ΔL 为连接 f 中最大和最小分组之间的长度差. 由算法知, 系统虚时钟以 L_{\min} / C 离散增加, 实际时间平滑推进. 如果不发生时钟前跳, 在虚时钟再次增加之前, 实际时间最多推进 L_{\min} / C , 因此实际时间最多超前虚时钟 $\Delta L / C$, 如果有时钟前跳, 超前值减小, 所以实际时间和虚时钟满足 $t \leq t_i + \Delta L / C$. 当采用 (σ, r_f) 漏桶整形时, 连接 f 的最大可见长度为 σ , 因此它的虚完成时间标签最大为 σ / r_f , 结合性质 1, 即可得到性质 3.

在仿真系统中, 假设 16 个 ONU, 4 个数据波长信道. 每个 ONU 产生两类连接, 一类为实时业务, 分配的带宽 r_1 为 $C/7$, 另一类为非实时业务, 分配的带宽 r_2 为 $C/20$ 和 $C/10$. 用 MATLAB 语言对算法进行仿真, 得到分组时延如图 3 所示, 图中的虚线表示连接 f_1 的延时光上界. 从图中可以看到, 所有分组的延时光都小于延时光上界, 当为非实时业务量增加, 它获得的带宽预留从 $C/20$ 增加到 $C/10$, f_1 中接近延时光

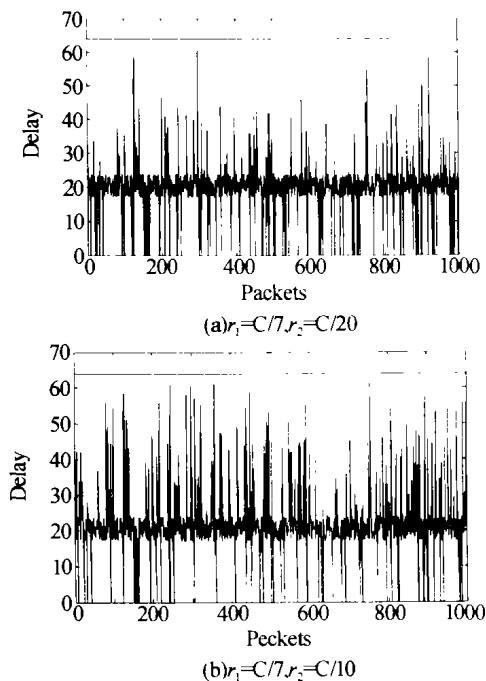


图 3 连接 f_1 的延时光上界和分组延时光

Fig. 3 Delay bound and packet delay of f_1

上限的分组增加, 但只要保证带宽预留, 即满足 2.2 节所述条件, 延时光上限仍然满足.

连接 f_1 和 f_2 的 WFI 如表 1 所示, 对于具有不同带宽预留的连接, 其仿真值相差不大, 这与理论值相一致, 说明各连接具有相同的公平性. 由于仿真时间短, 很难观察到最大值, 因此仿真值远小于理论值.

表 1 连接 f_1 和 f_2 的 WFI

	$r_1 = C/7, r_{17} = C/20$		$r_1 = C/7, r_{17} = C/10$	
	理论值	仿真值	理论值	仿真值
f_1	14.3	4.3	14.3	4.6
f_2	14.8	4.8	14.5	5.1

4 结论

接入网中存在不同流量特征和 QoS 需求的业务连接. 本文提出了一种适合 WDM PON 的 MAC 协议, 通过理论分析和仿真验证, 该协议具有很好的基于连接的时延保证和公平性.

参考文献

- 1 Mukherjee B. WDM-based local lightwave networks part I: single-hop systems. *IEEE Network*, 1992, 6(3): 12 ~ 27
- 2 邱绍峰, 范戈. 波长共享的 WDM 无源光网络. *光子学报*, 2002, 31(12): 1487 ~ 1490
- 3 Qiu S F, Fan G. *Acta Photonica Sinica*, 2002, 31(12): 1487 ~ 1490
- 3 Sivalingman K M, Wang J. Media access protocols for WDM networks with on-line scheduling. *J Lightwave Technol*, 1996, 14(6): 1278 ~ 1286
- 4 Dasylva A, Srikant R. Optimal WDM schedules for optical star networks. *IEEE/ACM Trans on Networking*, 1999, 7(3): 446 ~ 456
- 5 Modiano E, Barry R. A novel medium access control protocol for WDM based LAN's and access networks using a master/slave scheduler. *J Lightwave Technol*, 2000, 18(4): 461 ~ 468
- 6 Parekh A, Gallager R. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single node case. *IEEE/ACM Trans on Networking*, 1993, 1(3): 344 ~ 357
- 7 Suri S, Varghess G, Chandranmenon G. Leap forward virtual clock: a new fair queuing scheme with guaranteed delays and throughput fairness. *Proceedings IEEE Infocom'97*, 1997, 2: 557 ~ 565
- 8 Bennett J, Zhang H. WFQ: worst-case fair weighted fair queueing. *Proceedings IEEE Infocom'96*, 1996, 1: 120 ~ 128

Design and Performance Analysis of Media Access Control Algorithm for WDM Passive Optical Network with Wavelength Shared

Qiu Shaofeng, Fan Ge

*National Laboratory on Local Fiber-optic Communication Networks & Advanced Optical Communication Systems,
Shanghai Jiaotong University, Shanghai 200030*

Received date: 2002-05-13

Abstract Associated with wavelength assignment and leap foreword visual clock algorithm, a media access control protocol based on flow for WDM passive optical network is presented. Through theoretical analysis and simulation, the end-to-end delay bound and throughput fairness of the algorithm is demonstrated.

Keywords WDM; Passive optical network; Media access control



Qiu Shaofeng received the M. S. degree in optoelectronics from the University for Science and Technology of Shanghai in 2000. He is currently pursuing the Ph. D. degree in Shanghai Jiaotong University. His current research is in optical access network.