

高效公平的 EPON TCP 性能调节机制

张晋豫¹, 刘 犁², 梁满贵¹

(11 北京交通大学计算机与信息技术学院, 北京 100044; 21 新泽西理工大学计算机学院, 内瓦克 07102)

摘 要: 提出了一个基于效用的 EPON 公平性指标算法. 通过建立一个基于 ACK 特征包的 ACK 压缩和解压缩机制, 消除了上游 ONU 的 ACK 对下游 ONU 下行数据流的影响, 在保证 ONU 之间的公平性的同时, 提高了带宽的使用效率. 通过建立一个效用分类器, 在维护了优先级机制扩展性的前提下, 提高了并发的同业务类业务流之间的公平性. 通过建立一个时延公平调度机制, 在保证带宽的使用率前提下, 保证了 ONU 的业务类之间的时延公平性. 仿真结果很好验证了本机制的优点.

关键词: 以太无源光网络; 传输控制协议; 公平性; 业务水平协议

中图分类号: TN915 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2008) 11-2256-06

An Fair and Efficient TCP Performance Adjustment Mechanism for EPON

ZHANG Jin2yu¹, LIU Li², LIANG Man2gui¹

(1. School of computer Science and Technology, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China;

2. Department of Computer, New Jersey Institute of Technology University, Newark N. J. 07102, U. S. A)

Abstract: We put forward a utility algorithm on fairness metrics for EPON. By building an ACK compression and decompression mechanism based on ACK specialized packet, we reduce the ACK interference of upstream ONU on downstream ones, the fairness between ONUs is not only ensured, but also the bandwidth efficiency is increased. By presenting a utility classifier, we improve the fairness among parallel user traffics while keeping the expansibility of priority mechanism. By introducing a delay fairness scheduling mechanism, we reduce the delay unfairness among a ONU priorities when the bandwidth is not reduced.

Key words: ethernet based passive optical network (EPON); transport control protocol (TCP); fairness; service level agreement (SLA)

1 引言

EPON^[1~3]在 TCP(Transport Control Protocol)/IP 业务流环境中存在以下公平性问题: (1) ACK(Acknowledge) 引发不同 ONU 之间的不公平性^[4]. (2) 严格的优先级 SP (Strict Priority) 队列调度机制, 引发同 ONU 不同业务类之间的不公平^[5~7]. (3) 没有实现对属于不同 SLA 类的用户的同业务类数据流的区分对待功能, 引发同业务类不同业务流之间的不公平^[8,9].

基于 EPON 存在的不公平性问题, 本文提出了一个高效和公平的 EPON TCP 性能调节机制, 它包括: (1) ACK 消除机制, 在一个 Polling 周期, 通过对 ACK 数据包的汇聚和压缩, 减少 ACK 包的总体积, 消除它对后面的 ONU 的下行业务流的影响, 从而提高 ONU 之间的公平性. (2) 提出了一个时延公平调度机制, 区别于 SP 调度机制以队列为调度单位, 采用以数据包为调度单位, 消除/轻负载惩罚现象, 从而提高同 ONU 不同业务类之间的公平性. (3) 提出了一个基于效用的数据包分类器, 在队列拥塞时, 以用户的 SLA 为权重对队列资源进行

再分配, 从而提高同业务类不同业务流之间的公平性.

2 相关研究

文献[4]提出了两个 ONU 公平性机制: FDP(Fixed Defement Polling)和 RDP(Random Defement Polling)来解决 ACK 引发的 ONU 之间的不公平问题. 它们都通过交织 ONU 的 Polling 顺序来弱化 ACK 对一个 ONU 的深度影响, FDP 采用固定的 Polling 次序, RDP 采用随机的 Polling 次序. 两种机制都通过把性能恶化分散到不同的 ONU 上而提高了 ONU 之间的公平性, 但由于没有消除不公平性造成的原因, ACK 引发的总的性能恶化并没有得到改善, 因此没有解决效率低下的问题.

文献[10~12]提出了通过为每一个业务类定义一个最小转发能力门限的方法来消除 SP 机制引发的同 ONU 不同业务类之间的时延不公平问题. 文献[10]还提出了以周期为单位进行调度的方法, 即上一个周期没有调度完毕, 后一个周期的数据的不能发送, 来消除 SP 机制固有的/轻负载惩罚问题. 这些方法提高了同 ONU 不同业务类之间的时延公平性, 但在动态的业务量环境

中,由于在所有的业务类中都存在供给大于需求的现象,所以没有实现对资源的按需分配功能,引发资源的低效问题.

文献[11]提出了一个基于效用的细粒度的分类器来提高同业务类不同业务流之间的公平性.不同于 IEEE 802.3ah EPON 为每一个优先级创建一个缓存队列,它在每一个优先级里为每一个用户创建一个队列.机制按照用户的 SLA 为每一个队列定义一个权重,EPON 按照这个权重为它们分配调度资源.在一个优先级队列中,该方法实现了对不同 SLA 的用户业务流的差分处理,提高了它们之间的公平性,但由于需要在每一个业务类里为每一个用户维持一个队列,限制了它的扩展性.

3 基于效用的公平性指标

关于网络的公平性指标,还没有一个公认的标准^[13].文[4]论述了一个 IBM 论坛定义的公平性指标:

$$f = \frac{(\sum_{i=1}^n Ex_i)^2}{n(\sum_{i=1}^n Ex_i^2)} \quad (1)$$

其中, x_i 表示第 i 个业务流的吞吐量, n 表示并发业务流数.式(1)在无差别网络环境,如当前的 Internet,被证明是正确的,但在差分网络环境,也就是要求对不同的优先级业务流和 SLA 类区分对待的网络环境,其显然失去合理性.式(1)只考虑了吞吐量,没有考虑时延,而通过前面的论述我们知道,同 ONU 的不同业务类之间存在时延公平性问题.

基于以上原因,本文将 EPON 的公平性指标分为两个:(1)带宽公平性指标;(2)时延公平性指标.

带宽公平性指标:在差分网络环境下,本文提出了一个 EPON 的基于效用的带宽公平性指标:

$$f_w = 1 - \frac{\sum_{i=1}^n (|x_i - E(x_i)|)}{E(x_i)} \quad (2)$$

其中 $E(x_i)$ 表示第 i 个业务流的吞吐量的期望值.本文给出一个 $E(x_i)$ 的基于 SLA 权重和业务类权重的定义,也就是基于效用的定义,表示为:

$$E(x_i) = \begin{cases} \sum_{i=1}^n x_i^r > w_{max} \\ x_i^c: x_i^r \end{cases} \quad (3)$$

$$x_i^c = \frac{Q^{CoS} Q^{SLA} x_i^r}{\sum_x Q^{CoS} Q^{SLA} x_i^r} \quad (4)$$

式中 w_{max} 表示并发业务流可的最大带宽, x_i^r 表示第 i 个业务流的需求带宽, Q^{SLA} 表示业务流所属用户的 SLA 权重, Q^{CoS} 表示业务流所属业务类 CoS(Class of Service)的权重.

时延公平性指标:基于 FIFO(First In First Out)原则.

本文提出一个时延公平性指标:

$$f_d = 1 - \frac{\sum_{i=1}^n EN_R^i}{\sum_{i=1}^n EN^i} \quad (5)$$

其中 N_R^i 和 N^i 分别表示第 i 个业务流被延迟的包的个数和包的总个数.

4 高效公平的 EPON TCP 性能调节机制

本文提出一个高效公平的 EPON TCP 性能调节机制,如图 1:

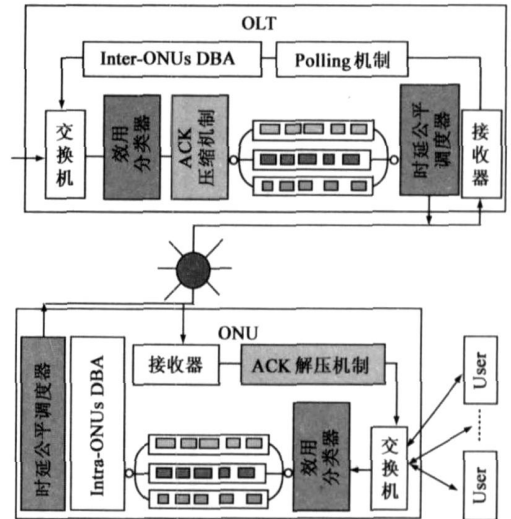


图 1 EPON 的 TCP 性能调节机制

和本文相关机制包括:(1)ACK 压缩机制;(2)ACK 解压机制;(3)效用分类器;(4)时延公平调度机制.

4.1.1 ONU 公平性机制 ACK 压缩/解压缩机制

ACK 压缩机制:ACK 包的数量越多、ACK 的体积越大,则引发 ONU 之间的不公平性越严重.本文提出了一个基于压缩和解压缩机制的 ACK 消除机制,通过减少 ACK 的总体积,在保证带宽使用效率前提下,消除 ACK 引发不公平性.ACK 压缩机制如图 2 所示.

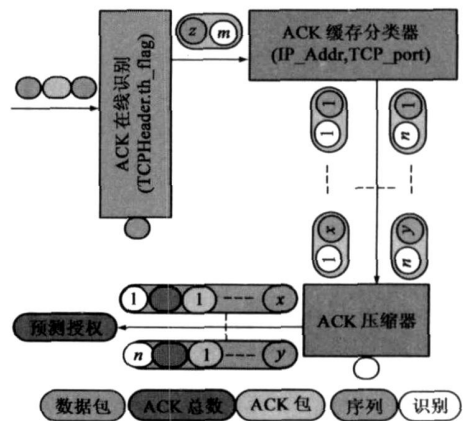


图 2 ACK 压缩机制

机制包括三部分: (1)ACK 在线识别器; (2)ACK 缓存分类器; (3)ACK 压缩器.

对ACK 的识别是通过 TCP 头里的 TH. FLAG 字段来执行的, 如图 3:

```
if( TCP Header. th. flag= = A CK. FLAG)
```

图 3 ACK 识别

同一个用户的业务流的 ACK 包具有相同的标识, 如图 4:

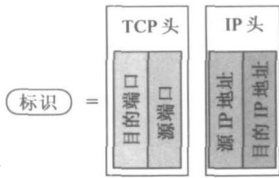


图 4 ACK 的标识

标识主要由: IP 头里的源 IP 地址(4Bytes)和目的地址 IP 地址(4Bytes), 以及 TCP 的源端口(2Bytes)和目的端口(2Bytes)组成.

压缩的原理为: 为属于同一个业务流的具有相同标识的多个 ACK 包创建一个 ACK 特征数据包, 将 ACK 的标识作为它的标识, 抽取每一个 ACK 包中的不同的 ACK 序列(4Bytes)作为它的数据, 在特征包的数据部分的第一字节, 封装特征包压缩的 ACK 包的总数量.

ACK 的序列由 TCPHeader. th. ACK 字段来标识(4Bytes), 如图 5 所示.

由于EPON 的上行业务流是集中周期发送的(非即时), 在网络正常的情况下, 一个用

```
序列 x = TCPHeader.th. ACK
```

图 5 ACK 序列

户上行业务流的 ACK 包也按照周期到达, 因此, OLT 可以以周期为单位汇聚并压缩 ACK 包, 不会过多增加 TTL (Time To Live). 最后, 把特征 ACK 包放在授权帧的后面发送.

在通常的应用中, ACK 的大小为 64bytes, 压缩处理后, 一个 ACK 仅保留 4Bytes 的序列, 节省了 60 个 Bytes. 由于两个 ACK 包之间有 12Bytes 的保护缓冲区, 压缩后它们也消除了, 因此对一个 ACK 包总共可节省 72Bytes, 大于一个 ACK 包的体积. 所以, 采用压缩机制可大幅度裁减 ACK 的总体积, 从而消除了 ONU 之间的不公平.

假设 $k(\setminus 1)$ 个数据包产生一个 ACK 包, 使用压缩机制后 ONU 之间的公平性指标为:

$$f_w(m) = 1 - \frac{n_{flow}^{up}(m-1)(L_{id} + L_{Total}) + \frac{n_{total}^{up}(m-1)}{k}L_{Seq}}{L_{data}^{down}(m)} \quad (6)$$

其中, $n_{total}^{up}(m-1)$ 是周期 $m-1$ 发送的上行数据包的个数, $n_{flow}^{up}(m-1)$ 是并发流的个数, $L_{data}^{down}(m)$ 是周期 m 下行数据包的总长度, L_{id} 是标识的长度(12bytes), L_{Total} 是 ACK 总数量字段的长度(2Byte), L_{Seq} 是 ACK 序列的长度(4bytes).

传统机制(不使用压缩)的 ONU 之间公平性指标为:

$$f_w(m) = 1 - \frac{n_{total}^{up}(m-1)}{k} \frac{(L_{ACK} + L_{GAP})}{L_{data}^{down}(m)} \quad (7)$$

其中, L_{GAP} 是 ACK 包之间的间隙(12Bytes).

ACK 解压机制: 执行一个压缩相反的过程, 如图 6 所示.



图 6 ACK 解压机制

在 ONU, 拆封 ACK 特征包, 把 ACK 序列和标识组合起来, 还原为一个 ACK 包.

4.1.2 业务流公平机制效用分类器

本文提出了一个效用分类器, 它仍然采用 IEEE802.3ah 的汇聚业务类队列机制(为每一个业务类维持一个队列), 但当网络拥塞时, 以业务流所属用户的 SLA 为权重来重新分配所属业务类队列的资源, 从而在保证优先级机制扩展性的前提下, 提高业务流之间的公平性.

按照经济学观点^[6,7], 为 SLA 类定义一个 SLA 权重:

$$Q^A = \frac{B_{MAX}(SLA)}{N_{MAX}(SLA)} \quad (8)$$

式中, $B_{MAX}(SLA)$ 和 $N_{MAX}(SLA)$ 分别表示为第 x 个 SLA 类指配的最大带宽和允许接纳的最大业务流数.

按照经济学观点, 我们为一个业务类定义了一个业务类权重, 表示为:

$$Q^{CoS} = \frac{B_{MAX}^{CoS}}{N_{MAX}^{CoS}} \quad (9)$$

B_{MAX}^{CoS} 和 N_{MAX}^{CoS} 分别表示业务类 CoS 所拥有的最大带宽和所容纳的最大的用户数.

效用分类器遵循以下分类原则: (1) 以周期为单位, 不处理以前周期遗留数据; (2) FAFI (First Arrive First In) 的数据包准入原则; (3) 拥塞时基于 SLA 权重来重新分配资源. 效用分类算法如图 7.

为第 i 个 ONU 的第 j 个业务类的第 k 个并发业务流的每一个新到达的数据包维持两个变量: (1) t^{ik} , 表示到达的时间; (2) l^{ik} , 表示数据包的长度. 在 m 周期开始, 第 i 个 ONU 的第 j 个业务类可用的队列长度为:

$$SL_{MAX}^j(m) = L_{MAX}^j - SL_{id}^j(m-1) \quad (10)$$

式中, $SL_{id}^j(m-1)$ 表示周期 $m-1$ 调度结束后没有发送的队列长度.

在 m 周期开始, 为每一个 ONU 的每一个业务类维持两个变量: (1) $SL_{id}^j(m)$, 表示剩余队列的长度. (2) $N^j(m)$, 表示在线业务流数. 为每一个业务流维持两个变量: (1) $L_{id}^k(m)$, 表示在 m 周期, 业务流 k 占用的队列的长度. (2) $L_{SLA}^k(m)$, 表示业务流 k 基于 SLA 权重的期望

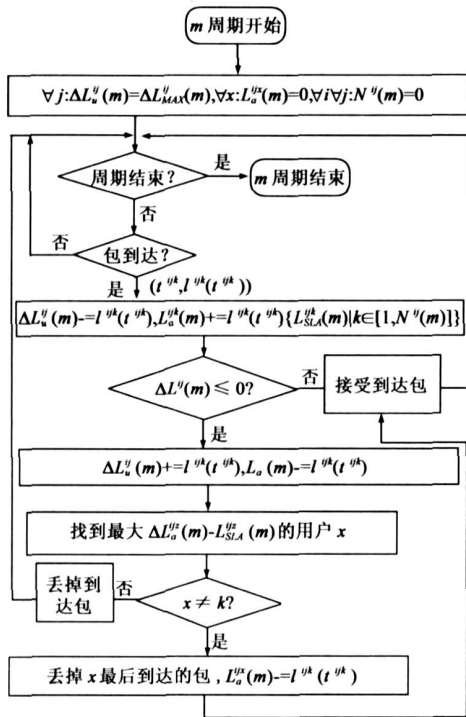


图 7 效用分类算法

长度, 可表示为:

$$L_{SLA}^{jk}(m) = \$L_{MAX}^j(m) * Q^{SLA}(k^{SLA}) / \sum_x Q^{SLA}(x^{SLA}) \quad (11)$$

式中, k^{SLA} 表示业务流 k 属于的 SLA 业务类.

调度算法的基本思想是: 当长度为 $l^{jk}(t^{jk})$ 的一个数据包到达时, 只要它属于的业务类的缓存队列不满, 就接收它, 并刷新本周期所有在线业务流基于 SLA 权重的期望长度 $\{L_{SLA}^{jk}(m) | k \in [1, N^j(m)]\}$. 当它属于的业务类的队列满时, 找到该类本周期所有在线业务流中 $L_a^{jk}(m)$ 和 $L_{SLA}^{jk}(m)$ 的差最大的用户 x :

$$L_a^{jk}(m) - L_{SLA}^{jk}(m) = \max\{L_a^{jk}(m) - L_{SLA}^{jk}(m) | k \in [1, N^j(m)]\} \quad (12)$$

如果 x 是当前业务流, 就丢弃新到达的包, 如果不是, 就丢弃 x 的最后到达的包, 并同时接收新到达的包. 由于丢弃只在本周期的业务流之间进行, 所以对以前周期残余的数据包不会造成影响.

在 $m-1$ 周期数据发送结束时, 每个队列缓存的数据量为:

$$E_R^j(m) = \$L_u^j(m-1) + \sum_x L_a^{jx}(m) \quad (13)$$

在 m 周期, 每个 ONU Report 的值为:

$$R^i(m) = \sum_j E_R^j(m) \quad (14)$$

式中, J 为 EPON 支持的最大业务类数目.

在 $m-1$ 周期结束时, 一个队列中的所有业务流之

间的公平性指标为:

$$f_w(m) = \begin{cases} 1, & E_x L_a^{jx}(m) < \$L_{MAX}^j(m) \\ 1 - \frac{E_x (|L_a^{jx}(m) - L_{SLA}^j(m)|) N^j(m)}{\$L_{MAX}^j(m)}, & E_x L_a^{jx}(m) = \$L_{MAX}^j(m) \end{cases} \quad (15)$$

4.1.3 业务类公平调度机制时延公平调度器

本文提出了一个时延公平调度器, 它仍沿用 IEEE80213ah 按需分配调度资源方法, 但在授权范围内, 对所有队列的所有数据包, 按照 FIFO 原则进行调度, 从而在保证带宽的使用效率的前提下, 提高了不同业务类之间的时延公平性.

本文提出一个 ONU 的公平的资源调度机制, 如图 8:

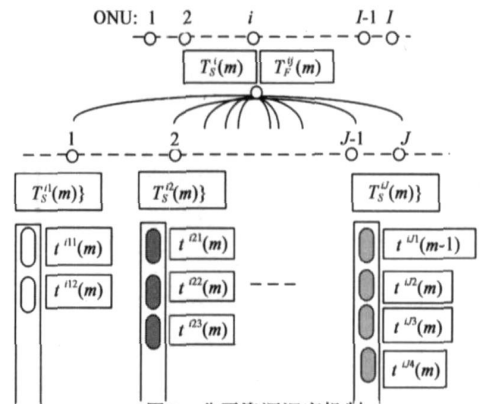


图 8 公平资源调度机制

调度机制为每一个优先级队列维护一个调度指针 T_S^{ij} , 它初始指向该队列到达时间最早的数据包. 即: $T_S^{ij}(m) = \min\{P_k: t_S^{jk}\}$. 调度机制为每一个 ONU 维持两个调度指针: (1) T_S^i , 它初始指向具有最小 $T_S^{ij}(m)$ 值的队列, 即: $T_S^i = \min\{P_j: T_S^{ij}\}$; (2) T_F^i , 始终指向所指向 T_S^i 队列的剩余授权字节数. 周期开始时为: $T_F^i = L_g^i(m)$, 其中 $L_g^i(m)$ 表示在第 m 周期, 为第 i 个 ONU 的第 j 个业务类授权的队列字节数.

调度算法的流程如图 9 所示:

调度算法的思想时: (1) 前一个周期发送完毕后, 后一个周期才能发送; (2) FIFO (First In First Out); (3) 发送总包数由授权确定.

对同 ONU 的不同的业务类, 时延公平性指标为:

$$f_d^j(m) = \begin{cases} 1, & (\sum_j L_g^j(m)) \setminus R^i(m) \\ 1 - \frac{N_R^j(m)}{N^j(m)}, & (\sum_j L_g^j(m)) < R^i(m) \end{cases} \quad (16)$$

$N_R^j(m)$ 和 $N^j(m)$ 分别表示在周期 m 第 j 个业务类被延迟的包的个数和包的总个数, $R^i(m)$ 表示在周期 m 第 i 个 ONU 请求发送的数据量 (即缓存的数据量).

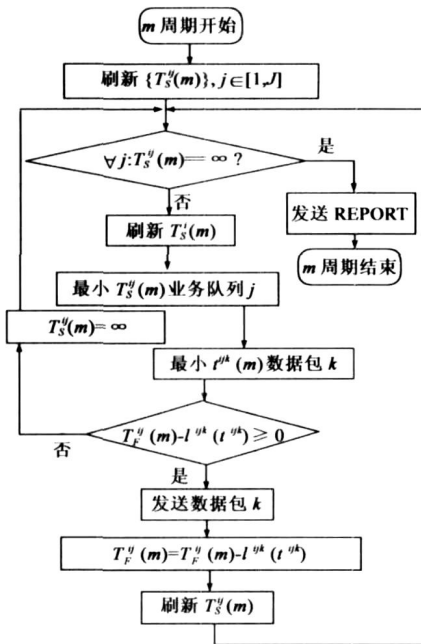


图 9 调度流程图

以上提出的几种方案,无疑增加了 DBA 算法的复杂性和处理时延,但是由于 EPON 是基于 Polling 机制的,每个 ONU 从发出申请到接收到授权期间是空闲的,可以利用这段时间进行效用分类和时延公平分类,这段时间是很充分的,不会引起数据流的额外时延.对 ACK 压缩机制,由于压缩机制通过减少 ACK 的总数量极大缩减了队列的长度,因此可进一步改善数据流的时延.为了减少复杂性,以上提出的方案可以采用 DSP(Digital Signal Processing) 硬件实现.

5 仿真实验

利用 OPNET 所提供的建模机制,我们建立 1000BASE2PX10 EPON 仿真网络环境,对本机制的性能和 SP 调度机制进行了比较.

仿真网络:EPON 的线速率为,支持 16 个 ONU.每个 ONU 支持 100 个用户,共 1600 个用户.用户和 ONU 之间的线速率为 100Mbit/s.构建三个缓存队列,每个队列的长度分别为 2、18 和 6Kbytes.

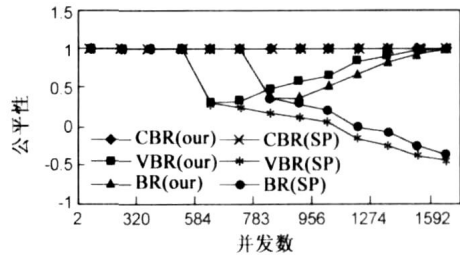
业务级别:支持三个业务类:1) CBR (Constant Bit Rate) 类,映射为 DiffServ 的 EF (Expedited Forward) 类,主要对应语音业务,要求带宽 18Kbit/s; 2) VBR (Variant Bit Rate) 类,映射为 DiffServ 的 AF (Assured Forward) 类,要求带宽 2Mbit/s; 3) 非实时类,要求带宽为 64Kbit/s.

用户级别:支持三个 SLA 类,各平分 1/3 Gbps 的带宽.1) 金牌用户 160 个,分占三个业务类带宽的各 1/3; 2) 银牌用户 480 个,分占三个业务类带宽的各 1/3; 3) 铜牌用户 960 个,分占三个业务类带宽的各 1/3.

业务量模型:当在线数为 1 时,在 [21600 之间随机产生一个整数 x 表示并发业务流,直到并发数达到 16001 为止. x 模 10 的余数:如果 0,表示它属于金牌用户,如果在 1- 3 表示它属于银牌用户,如果在 4- 9 表示它属于铜牌用户. x 模 16 的余数表示所属的 ONU.随机产生一个 1- 3 之间的整数表示它属于的业务类:1 表示 CBR,则在 48- 500 之间随机产生一个整数表示它的 MIU (Maximum Transport Unit); 2 表示 VBR,则在 48- 1500 之间随机产生一个整数表示它的 MIU; 3 表示 BE,则在 48- 578 之间随机产生一个整数表示它 MIU.为了简单起见,本仿真中所有的包都等于它的 MIU.

仿真结果及讨论:

(1) 数据流的公平性比较:在不同并发度下,对第 15 个 ONU 的 CBR、VBR 和 BE,仿真结果如图表 1.

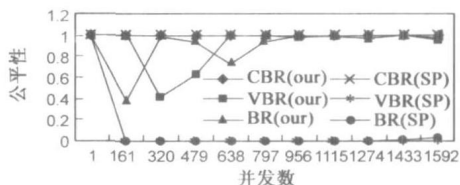


图表 1 业务应用公平性比较

仿真结果显示:CBR 业务流的公平性始终为 1.在队列不满时,VBR 和 BE 的公平性都为 1.队列满时,由于期望值从真实的需求长度变为 SLA 队列长度,公平性有一个跃变.随着并发业务流数的增多,对本机制,VBR 和 BE 的公平性趋于 1,VBR 的公平性始终大于 BE.对 SP 机制,公平性减少(可小于 0),VBR 的公平性要小于 BE.

综上所述,和 SP 机制相比,本机制可保证业务流具有比较好的公平性.

(2) 业务类之间时延公平性比较:在不同并发度时,对最后一个 ONU 的 CBR、VBR 和 BE 业务类,仿真结果如图表 2:



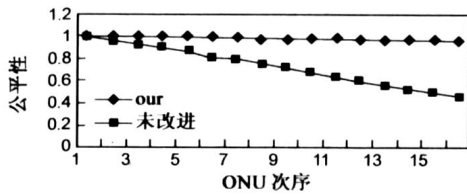
图表 2 优先级队列时延公平性比较

仿真结果显示:对 SP 机制,CBR 业务类的时延公平性一直为 1. BE 业务类的公平性为 0. VBR 的公平性也几乎为 0.对本机制,CBR 的公平性为 1.业务量较小时,VBR 和 BE 的时延公平性小于 1,随着业务量的增多,公平性迅速趋于 1,而且 VBR 变化的速度比 BE 快.

综上所述,和 SP 机制相比,本机制可保证业务流具

有比较好的时延公平性。

(3) ONU 之间的公平性比较: 当下行数据流满负荷运行时, 对本机制和没有采取任何措施的机制的 ONU 之间公平性进行了比较, 仿真结果如图表 3:



图表 3 ONU 之间公平性比较

仿真结果显示: 对于本机制, 公平性接近 1, 随着 ONU 次序的增加, 公平性降低很少. 对没有采用任何措施的机制, 随着 ONU 次序的增加, 公平性减少, 最后一个 ONU 的公平性降低一半以上. 所以, 本机制可以基本消除 ACK 的影响, 保证了 ONU 之间的公平性。

6 结论

提出了一个适应于 EPON 的公平性指标算法. 提出了一个高效公平的 EPON 的 TCP 性能调节机制. 它包括: (1) 提出了一个 ACK 包的压缩/解压缩机制, 通过在一个周期内为一个业务流的所有到达的 ACK 包建立一个 ACK 特征包, 从而降低了 ACK 包的总体积, 弱化了对后续 ONU 下行数据业务流的影响, 在提高 ONU 之间的公平性同时, 保证了传输带宽的使用效率; (2) 提出了一个基于效用的分类器, 通过在拥塞时基于 SLA 权重对一个周期可用的队列资源进行再分配, 在保持高扩展性的前提下, 提高了同业务类并发的不同业务流之间的公平性; (3) 提出了一个时延公平队列调度机制, 通过在授权范围内对所有队列的所有的数据包采用统一的 FIFO 的调度原则, 在保证带宽的使用效率的前提下, 增加了同 ONU 不同优先级队列之间的时延公平性, 消除了 SP 机制引发的/低负载惩罚 0 问题。

仿真实验验证: 本机制可以提高 EPON 的公平性, 同时保证高的带宽使用效率。

参考文献:

- [1] IEEE 802.3 Ethernet in the First Mile Study Group [EB/OL]. <http://www.ieee802.org/3/efm/public/index.html>. 20080422.
- [2] YD/T 1745, Technical Requirement for Access Network Passive Optical Network Based on Ethernet (EPON) [S].
- [3] ITU-T Recommendation Q.838.1, Requirements and analysis for the management interface of Ethernet Passive Optical Network (EPON) [S].
- [4] Ka-Chien Chang, Wanjiun Liao. On the throughput and fairness performance of TCP over ethernet passive optical networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(12): 3-12.

- [5] Lallukka S, Raatikainen P. Link utilization and comparison of EPON and GPON access network cost [A]. IEEE, GLOBE2COM. 05 [C]. St Louis, Missouri., 2005. 5.
- [6] Ma M, Zhu C, and Cheng T H. A bandwidth guaranteed polling MAC protocol for Ethernet passive optical networks [A]. IEEE INFOCOM. 03 [C]. San Francisco, CA: IEEE, 2003. 22-31.
- [7] Assi C M, Ye Y H, Sudhir D, etc. Dynamic bandwidth allocation for quality of service over ethernet PONs [J]. IEEE Journal of Selected Topics in Communication, 2003, 21(9): 1467-1477.
- [8] 张晋豫, 孟洛明, 邱雪松等. 一个恒价的 IP 接入网实时计费管理机制 [J]. 北京邮电大学学报, 2005, 32(3): 66-70. Zhang Jin2yu, Meng Luo2ming, Qiu Xu2song, etc. A real time accounting management with constant price for IP2DiffServ Network [J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2005, 28(3): 68-71. (in chinese)
- [9] 张晋豫, 孟洛明, 邱雪松等. 一个基于 SLS 的接入网边到变 QoS 管理机制 [J]. 电子与信息学报, 2005, 27(7): 1141-1446. Zhang Jin2yu, Meng Luo2ming, Qiu Xu2song, etc. An SLS based edge2to2edge QoS management mechanism in access network [J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2005, 27(7): 144-1446. (in chinese)
- [10] Sherif R. Sherif, Antonis Hadjiantonis, Georgios Ellinas, etc. A novel decentralized ethernet2based PON access architecture for provisioning differentiated QoS [J]. Journal of Lightwave Technology, 2004, 22(11): 2483-2497.
- [11] Chen Biao, Chen Ji2Jia and He Sa2Ling. Efficient and fine scheduling algorithm for bandwidth allocation in ethernet passive optical networks [J]. IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics, 2006, 12(4): 653-660.
- [12] Glen Kramer and Biswanath Mukherjee. IPACT: A Dynamic protocol for an ethernet PON (EPON) [J]. IEEE Communication Magazine, 2002, 40(2): 74-80.
- [13] Miyoshi H, Inoue T, Yamashita K. QoS2aware dynamic bandwidth allocation scheme in Gigabit Ethernet passive optical networks [A]. IEEE ICC. 04 [C]. Paris, France: IEEE, 2004. 90-94.

作者简介:



张晋豫 男, 1967 年生于河南洛阳. 2004 年于北京邮电大学通信与网络国家重点实验室获得博士学位, 现为北京交通大学计算机学院副教授, 国家广播电影电视总局特聘专家, 研究方向为网络管理、宽带网络技术、通信软件、IPTV 和 P2P 网络技术.
E2mail: zjy@bjtu.edu.cn

刘犁 女, 1982 年生于湖南永洲. 2005 年在北京交通大学电子与信息学院获得通信与信息系统硕士学位, 现为新泽西理工大学博士研究生, 研究方向为网络协议, 和网络软件。