

弹性分组环网的分组延时性能研究*

蒋铭¹ 曾庆济¹ 朱栩¹ 张治中¹ 屈劲²

(1 上海交通大学宽带光网研究中心, 上海 200030)

(2 西安电子科技大学 ISN 国家重点实验室, 西安 710071)

摘要 本文采用了 M/G/1/K 排队模型对 Darwin 标准草案中建议的弹性分组环网的分组传输延时进行了性能分析, 结果表明不同优先级的业务等待延时不同, 高优先级分组在网络中传输延时最低, 中优先级分组的延时仅略低于低优先级分组, 当网络规模增加时, 这种差距逐渐减小甚至可以忽略; 并且从理论上推导出网络最大吞吐量, 这对于制定相关标准、设计和规划实用网络具有重要指导作用。

关键词 弹性分组环; M/G/1/K 模型; 排队论; 分组平均延时; 分组优先级

中图分类号 TN913.7; TN393

文献标识码 A

0 引言

城域光网络是当今光通信和网络技术研究的热点领域, 也是目前网络规划与建设的重点。随着带宽需求的增加和服务质量的提高, 城域光网络经历着巨大的变化。不但要求设备廉价简单, 还要提供高可靠性和扩展性, 同时支持多业务、多协议及多速率信号的互连。弹性分组环 RPR^[1] (Resilient Packet Ring) 技术解决了存在的问题, 结合了以太网的经济性和光纤环网的高带宽效率及可靠性, 利用空间重利用技术、统计复用和环境保护来提高带宽利用率, 简化网络层次, 使协议开销最小, 同时还支持服务等级和即插即用等特性, 实现节点对网络资源的公平利用。RPR 技术适合分组在光纤上的传送, 为现有的光纤提供了价格合适、电信级质量的新业务, 满足新一代城域光网络的需要。

目前, IEEE 802.17 工作组正对弹性分组环进行标准化工作。2002 年 1 月在奥兰多会议中通过了标准的草案 Darwin^[2], 2003 年初将制定出正式的 RPR 协议标准。在正式标准出台前各国的研究机构主要针对协议的关键技术, 如分组格式、动态带宽分配算法以及自动拓扑发现和保护, 提出可行的方案和建议^[1], 但是缺少对 RPR 网络的理论性能分析。文献 [3] 对思科提出的 SRP 环 (Spatial Reuse Protocol) 的分组传输延时进行了理论分析; 文献 [4] 从理论上比较了 RPR 中分别使用单缓冲和双缓冲策略对分组延时的性能影响。这两个文献均采用 M/G/1 排队模型, 且仅考虑 2 个等级业务情况下的

分组延时性能, 这与标准的主流方向不符, 缺乏广泛性。

本文基于 Darwin 草案^[2] 的节点结构和业务类型, 对弹性分组环的延时性能进行了分析。通过排队论的原理, 采用有优先级的非强占优先的 M/G/1/K 排队系统近似描述节点结构, 对分组在网络上的延时进行了理论研究, 推导出不同优先级分组在网络中传输延时的近似公式, 并且得到了网络的最大吞吐量, 对于实际系统的规划和设计有重要指导作用。

1 节点模型

本节主要介绍 RPR 的节点模型。RPR 的节点结构如图 1 所示。接收端根据目的地址将收到的业务下路或者转发到下一个节点; 发送端将转发业务和本地上路业务分别存储在转发缓冲 TB (Transit Buffer) 或本地发送缓冲 Tx (Transmit Buffer), 由 RPR MAC (Media Access Control) 统一调度发送到输出链路上。为了保证业务质量, 每种业务都由相应的发送缓冲队列存储, 所以 RPR MAC 必须采用一定的转发缓冲策略, 通过合适的速率整形、公平性算法、仲裁调度方法从转发缓冲和发送缓冲中选择要发送的分组接入到环上。Darwin 草案提出两种转发策略: 单缓冲策略和双缓冲策略。由于高优先级业

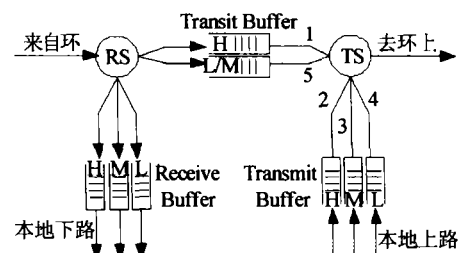


图 1 RPR 节点结构模型
Fig. 1 The model of RPR node

*863 计划基金项目 (2001AA121073)

Tel: 021-62933302-8307 Email: jiangming@sjtu.edu.cn

收稿日期: 2003-02-26

务对延时性能要求严格,而这是单缓冲策略无法保障的^[4],因此本文基于双转发缓冲策略研究分组的延时性能.

业务种类按照来源可以分成:环上的转发业务和本地的上路业务;按照类型分成:对延时和抖动要求严格的高优先级业务;对延时不敏感但需要一定的带宽保障的中等优先级业务;尽力而为的低优先级业务.因此文中将业务细分成5类,分别存储在相应的缓冲队列中:高优先级转发缓冲 TB,Hi、高优先级发送缓冲 Tx,Hi、中优先级发送缓冲 Tx,Med、低优先级发送缓冲 Tx,Low、低优先级转发缓冲 TB,Low.按照优先级大小,以递减的顺序给每个队列分配一个优先级号,如表1所示,优先级号越小缓冲队列的优先级越高.由于只有一条输出链路,MAC控制器按照优先级的大小调度缓冲队列中的分组.

表1 节点缓冲队列的优先级表

| 优先级号 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 |
|------|-------|-------|--------|--------|--------|
| 缓冲队列 | TB,Hi | Tx,Hi | Tx,Med | Tx,Low | TB,Low |

2 弹性分组环的分组延时性能分析

弹性分组环中采用双环反向拓扑结构,每个方向的环既可以传送数据分组也可以传送控制分组,两个环类似,因此本文仅分析单向环的情况,并且不考虑由于链路或节点故障引起的保护倒换的影响.

本文分析基于下述假设(其中高、中、低优先级分组分别适用):

1) 环网处在正常的运行状态,即没有出现阻塞和不公平的现象.RPR MAC按照表1所示的优先级顺序依次发送缓冲队列中的分组,优先级高的分组先发送,优先级相同的分组按照先来先服务的原则接受服务;在发送分组时,其余的分组排队等待且高优先级分组具有非强占优先权;

2) 由于控制分组和组播分组的数据量很小,因此可以近似认为环上传送的都是数据分组;

3) 环网中的所有节点具有固定的延时和相同的传送模式:设环网中总的节点数为 N ,分组从节点 i 发送到节点 $(i+j) \bmod N (j=1,2,\dots,N-1)$ 的概率为 q_j ;

4) 分组的服务时间和到达时间相互独立,环网中的每个节点可以看成独立的模型;

5) 分组的服务时间服从相同的分布,均值为 $\bar{X}_{Hi/Med/Low}$;

6) 5个缓冲队列中分组的到达过程相互独立且均服从泊松分布.

因此每个节点可以看成有5个优先级的非强占优先的 M/G/1/K 系统.本节首先定义了分析时用到的符号,然后引出 M/G/1/K 模型,利用排队论的

理论分别求分组在每个节点的平均延时,最后推导出分组在网络中的平均传输延时和网络最大吞吐量.

2.1 符号定义

RPR 节点发送端有5个优先级队列,分组到达过程相互独立且服从泊松分布,平均到达率分别是 $\lambda_{Tx,Hi/Med/Low}, \lambda_{TB,Hi/Low}$.根据环网模型^[5],本地业务到达率和上游节点转发的业务到达率满足如下关系

$$\lambda_{TB,Hi} = \alpha_{Hi} \lambda_{Tx,Hi} \quad (1)$$

由于中、低优先级业务在转发时都存储在低转发缓冲中,因此可推出

$$\lambda_{TB,Low} = \alpha_{Med} \lambda_{Tx,Med} + \alpha_{Low} \lambda_{Tx,Low} \quad (2)$$

其中 $\alpha_{Hi/Med/Low} = \sum_{j=2}^{N-1} (j-1) q_j$ 分别表示高、中、优先级分组在环网中的平均跳数.

设环网中的总业务负载为 ρ_{tot} ,按照业务的优先级可以分成 ρ_{Hi}, ρ_{Med} 和 ρ_{Low} ,满足 $\rho_{tot} = \rho_{Hi} + \rho_{Med} + \rho_{Low}$,因此平均每个节点要发送的本地业务负载 $\rho_{Hi/Med/Low}/N = \lambda_{Hi/Med/Low} \bar{X}_{Hi/Med/Low}$,则节点中每个等待队列的业务可据式(1)和(2)推出,即

$$\begin{aligned} \rho_1 &= \rho_{TB,Hi} = \alpha_{Hi} \rho_{Hi}/N & \rho_2 &= \rho_{Tx,Hi} = \rho_{Hi}/N \\ \rho_3 &= \rho_{Tx,Med} = \rho_{Med}/N & \rho_4 &= \rho_{Tx,Low} = \rho_{Low}/N \\ \rho_5 &= \rho_{TB,Low} = \alpha_{Med} \rho_{Med}/N + \alpha_{Low} \rho_{Low}/N \end{aligned} \quad (3)$$

2.2 M/G/1/K 排队系统

在实际系统中,队列大小即缓冲的大小有限, M/G/1 模型不能很好的描述系统特性,因此,本文采用 M/G/1/K 模型分析节点性能,其中 K 表示节点缓冲队列的大小.在 M/G/1/K 模型中,一段服务时间内系统的平均顾客到达数与系统的容量紧密相关,此时用于求解 M/G/1 系统延时性能的 P-K (Pollaczek-Khinchin) 公式不成立^[6],因此,本文采用稳态概率推导延时. M/G/1/K 可以看成截短型的 M/G/1,无限大系统 M/G/1 的稳态概率^[7] P_j 和有限系统 M/G/1/K 的稳态概率 $P_K(j)$ 满足下述关系^[8]

$$\begin{aligned} P_K(i) &= P_i / (1 - \rho Q_k) \quad (i=0,1,\dots,K-1) \\ P_K(K) &= (1 - \rho) Q_k / (1 - \rho Q_k) \\ Q_k &= \sum_{j=k}^{\infty} P_j = 1 - \sum_{j=0}^{k-1} P_j \\ \rho &= \lambda \bar{X} \end{aligned} \quad (4)$$

根据式(4)可以迭代求解 M/G/1/K 系统中队列长度过程的稳态概率.

2.3 分组的传输延时分析

分组的传输延时主要是在发送节点、转发节点的缓冲队列和物理线路上产生的,本文基于 M/G/1/K 模型通过稳态概率求解分组在每个节点不同缓冲队列的平均等待延时.由于节点相互独立,因此分组在网络中的平均传输延时是它所经过的缓冲队

列的延时之和,最后根据排队论原理推出网络的最大吞吐量.

MAC 控制器在发送侧根据优先级调度队列中的分组,策略如下:当高优先级队列中的分组正在发送时,低优先级队列必须等待,直到高优先级队列中所有的分组发送完毕;当正在发送低优先级队列的分组时,若原本已经空的高优先级队列中有新的分组到达,则将当前分组发送完毕后,发送新到的高优先级分组.因此最高优先级队列分组,即高优先级转发分组,在发送接入时不受低优先级队列分组的影响,只要有分组就可以优先发送.从高优先级转发队列的角度看,可以认为 MAC 仅调度这一个缓冲队列,分组在队列中的等待延时就等于队列中先到达分组的发送时间,与单队列的 M/G/1/K 系统中分组的等待情况相同,所以在稳态时,最高优先级队列分组的平均等待延时与没有优先权的 M/G/1/K 系统的平均等待延时近似相同.又因为稳态时系统的平均队列长度 $N_Q = \sum_{i=0}^K iP_K(i)$,根据 Little^[9] 定理: $W = N_Q/\lambda$,因此,最高优先级分组在队列中的平均等待时间满足

$$W_1 = \frac{\sum_{i=0}^{\beta K} iP_K(i)}{\lambda_{TB,Hi}} \quad (5)$$

式中 β 表示高优先级转发缓冲队列在所有缓冲队列中占的比例.

低优先级队列的分组必须等到比自己优先级高的缓冲队列发送完毕后才能发送,和高优先级队列中的分组紧密相关,而不受比自己优先级低的缓冲队列的影响,因此优先级越低,需要等待更多的高优先级缓冲队列的分组发送,等待时间越长.

优先级 2 的分组即高优先级发送缓冲中的分组在队列中等待发送时,平均等待时间 W_2 由 3 部分组成:优先级 1 队列中分组的平均等待时间 W_1 、在优先级 2 的缓冲队列中排队的分组发送完成的时间 $\rho_2 W_2$ 以及在优先级 2 的分组等待的时间内,由于优先级 1 分组的到达中断了优先级 2 分组的发送,使发送模块发送高优先级分组所产生的延时 $\rho_1 W_2$,即: $W_2 = W_1 + \rho_2 W_2 + \rho_1 W_2$,化简为

$$W_2 = W_1 / (1 - \rho_1 - \rho_2) \quad (6)$$

同理可以推导出不同优先级队列的分组平均等待时间的通式

$$W_i = \frac{W_1}{(1 - \rho_1 - \rho_2 - \dots - \rho_i)} \cdot \frac{(1 - \rho_1)}{(1 - \rho_1 - \rho_2 - \dots - \rho_{i-1})} \quad (i=2,3,4,5) \quad (7)$$

由式(3)、(5)、(6)和(7)分别求出分组在相应缓冲队列中的等待延时为

$$\begin{aligned} W_{TB,Hi} &= W_1 = \frac{\sum_{i=0}^{\beta K} iP_K(i)}{\lambda_{TB,Hi}} \\ W_{Tx,Med} &= \frac{W_1 (1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N})}{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N}) (1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Med}}{N})} \\ W_{Tx,Low} &= \frac{W_1}{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Med}}{N})} \cdot \frac{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N})}{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Med}}{N} - \frac{\rho_{Low}}{N})} \\ W_{TB,Low} &= \frac{W_1}{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Med}}{N} - \frac{\rho_{Low}}{N})} \cdot \frac{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N})}{(1 - \alpha_{Hi} \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Hi}}{N} - \frac{\rho_{Med}}{N} - \frac{\rho_{Low}}{N} - \alpha_{Med} \frac{\rho_{Med}}{N} - \alpha_{Low} \frac{\rho_{Low}}{N})} \end{aligned} \quad (8)$$

式(8)中推出了分组在每个节点缓冲队列的平均延时,经过优先级高的缓冲队列延时低;反之则高.假设分组的平均传播时延为 T_{phy} ,并且每种优先级的分组在网络中的平均跳数相同,即 $\alpha = \alpha_{Hi/Med/Low}$.采用 M/G/1/K 模型描述节点时,每个节点的发送端有 5 个缓冲队列,总业务负载 $(1 + \alpha)\rho_{tot}/N$ 小于 1,据此推导出网络的最大吞吐量 $\rho_{tot,max} = N/(1 + \alpha)$.

分组在网络中的平均传输延时,等于从分组存储在发送缓冲中一直到目的节点收到该分组为止的时间,即

$$\begin{aligned} T_{Hi} &= W_{Tx,Hi} + \alpha W_{TB,Hi} + \bar{X}_{Hi} + T_{phy} \\ T_{Med} &= W_{Tx,Med} + \alpha W_{TB,Low} + \bar{X}_{Med} + T_{phy} \\ T_{Low} &= W_{Tx,Low} + \alpha W_{TB,Low} + \bar{X}_{Low} + T_{phy} \end{aligned} \quad (9)$$

从式(9)中可以看出,分组在网络中的传输时间与网络的大小、分组的平均服务时间、分组在网络中的平均跳数、业务负载情况以及物理线路紧密相关.高优先级分组在传送中具有优先发送权,延时最小;中优先级分组的延时不仅在发送时受到高优先级业务的影响,而且在转发时低优先级分组也造成了影响;低优先级分组在发送节点和转发节点都受到高、中优先级分组的影响,延时最大.由于 RPR 节点采用了双转发缓冲策略,保证了高优先级分组的优先发送,而中、低优先级业务在转发时放在同一个缓冲队列,因此,它们的平均传输延时的差别仅由发送节点产生,并且这部分延时与转发延时相比很小,两种优先级分组延时近似相等.

本文的分析中没有考虑丢包分组的延时,仅研究网络中成功传输的分组延时.在实际网络中可能

会由于节点缓冲队列太小造成分组丢弃,但是在这种情况下需要高层协议处理,探讨其延时的问题没有实际意义,因此本文不考虑丢包延时.

3 数值分析

分组在网络中的平均传输延时可以分成分组的平均发送时间和平均等待延时两个部分. 由于分组的平均发送时间是固定的,在仿真时仅考虑分组在网络中的平均等待时间,并且忽略物理线路上的传播延时. 将式(8)带入式(9),推导出不同优先级分组的平均等待延时.

$$\begin{aligned} W_{Hi} &= W[(1+\alpha)(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N})]/[1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}] \\ W_{Med} &= W[(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N})(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{tot}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{tot}}{N})]/[(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{Med}}{N})(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{tot}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{tot}}{N})] + \\ & W[\alpha(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{Med}}{N})]/[(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{Med}}{N})(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{tot}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{tot}}{N})] \\ W_{Low} &= W[(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N})((1+\alpha)-\frac{(1+\alpha)\rho_{tot}}{N}-\alpha(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}-\alpha\frac{\rho_{Med}}{N})]/[(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{Med}}{N})(1-\alpha\frac{\rho_{Hi}}{N}-\frac{\rho_{tot}}{N})(1-(1+\alpha)\frac{\rho_{tot}}{N})] \quad (10) \end{aligned}$$

只有当式(10)中推导的等待延时大于零,公式才有意义,因此高、中、低优先级分组的业务负载需要满足以下条件

$$\begin{aligned} \rho_{tot} &< N/(1+\alpha) \quad \rho_{Hi} < (N-\rho_{tot})/\alpha \\ \rho_{Med} &< N-(1+\alpha)\rho_{Hi} \end{aligned} \quad (11)$$

这与性能分析中推出的网络最大吞吐量相吻合,验证了分析的正确性.

在 RPR 环网中分组基于跳数最小的原则选择路由,因此分组在单环上的最大跳数为半个环. 在下面的计算中,考虑最恶劣的情况,所有节点都选择同一个方向的环发送业务. 假设任意一个节点到其余节点(半环内)具有相同的概率,则

$$q_j = \begin{cases} \frac{2}{N-1} & j=1,2,\dots, \frac{N-1}{2}, (N \text{ 为奇数}) \\ \frac{2}{N} & j=1,2,\dots, \frac{N}{2}, (N \text{ 为偶数}) \end{cases} \quad (12)$$

由此,分组在网络中平均跳数如下

$$\alpha_j = \begin{cases} \frac{N-3}{4} & (N \text{ 为奇数}) \\ \frac{N-2}{4} & (N \text{ 为偶数}) \end{cases} \quad (13)$$

下面对分组的延时性能进行分析. 假设高、中、低分组的发送时间服从负指数分布,且均值为 \bar{X} . 为了便于描述,采用归一化的分组平均等待时间,即 $W_{Hi/Med/Low}^n = W_{Hi/Med/Low}/\bar{X}$.

图 2 所示的是 RPR 环网中业务负载比例固定的情况下,归一化平均等待时间随网络总业务负载增加的变化曲线. 从图中可以看到,在相同的业务负载下高、中、低分组的延时和优先级的大小成反比. 当总业务负载增加时,每个优先级的分组平均等待时间都会增加,但是程度不同. 由于总业务负载的增加使每个优先级业务都会增多,而中、低优先级业务的增加对高优先级分组影响很小,所以高优先级分组的等待时间变化缓慢,曲线平直. 相反,中、低优先级业务不仅要在相应增长的缓冲队列中等待,还要让增加的高优先级分组先传,等待时间变化较大,曲线较陡. 另外,中优先级分组的延时仅略小于低优先级分组的延时,曲线几乎重合. 这充分说明在图 1 所示的节点结构中,中优先级分组在延时性能上的优势没有体现出来. 从式(9)可以看出,它们的延时差别仅在发送缓冲队列,而这部分时间与所有转发节点的排队延时相比很小,因此,中、低优先级分组在延时性能上几乎没有差别. 根据式(11) $\rho_{tot,max} = 3.636$,高优先级分组收敛很慢,而中、低优先级分组收敛的较快.

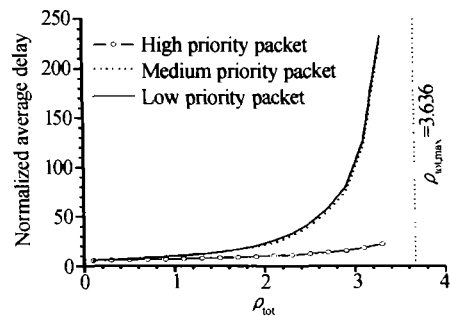


图 2 三种优先级分组的延时性能比较,其中 $N=20$, $K=50$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=8:1:1$

Fig. 2 Comparison of three priority packet transfer delays, where $N=20$, $K=50$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=8:1:1$

图 3 描述了当 $\rho_{tot}=0.9\rho_{tot,max}$ 时,分组的平均等待延时随着网络节点数目线性增加的变化曲线. 由于节点数目的增加,网络规模变大,分组的平均跳数增加,在转发节点产生的延时增加,使得分组等待延时增加. 另外,当 N 较小时,中、低优先级的差别比较明显,随着 N 的增加,转发延时占总延时的比例更大,发送节点延时的微小差别已经体现不出来,使得这种趋势越来越小,曲线几乎重合.

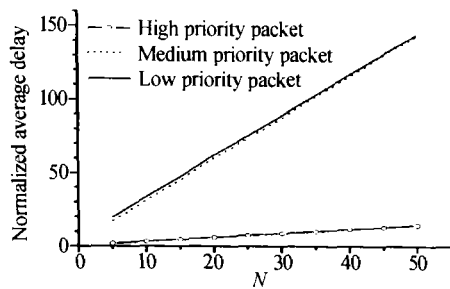


图3 归一化平均延时与网络节点的关系,其中 $K=50$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=1:2:6$

Fig.3 Dependence of normalized average delay on the number of network, where $K=50$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=1:2:6$

图4研究了缓冲大小 K 对高优先级分组延时性能的影响. 当 K 较小时, 队列中等待的分组较少, 等待时间较短. K 的增加使得队列可以容纳更多的分组, 等待时间增加. 当 K 增加到饱和状态后

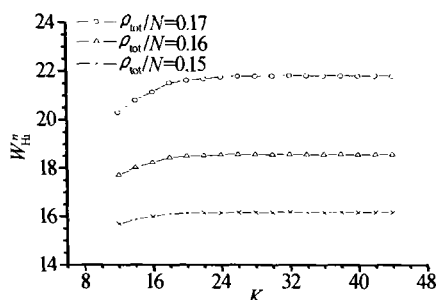


图4 高优先级分组延时性能与缓冲大小的关系,其中 $N=20$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=8:1:1$

Fig.4 Dependence of high priority packet delay on the buffer length, where $N=20$, $\rho_{Hi}:\rho_{Med}:\rho_{Low}=8:1:1$

曲线趋于平稳, 缓冲队列的长度达到稳态, 到达的分组都能被存储, 因此等待时间几乎不变. 另外, 必须说明的一点就是小的等待时间是以丢包为代价换来的, 要获得好的性能需要权衡这两个参数, 本文不考虑丢包对延时性能的影响.

图5所示的是在不同业务负载的比例下, 随着

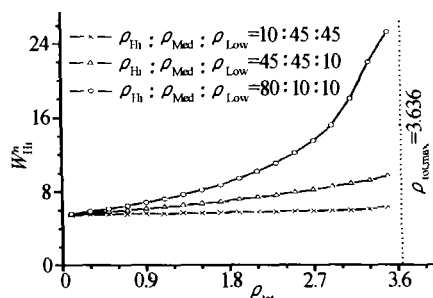


图5 不同业务负载比例下, 高优先级分组延时曲线

Fig.5 High priority packet transfer delay curves on different traffic load ratios

总业务负载的增加, 高优先级分组的等待时间变化曲线. 可以看出在同一业务负载下, 高优先级的分组占的比例越大分组等待时间越长.

4 结论

本文采用了 M/G/1/K 排队论模型理论上近似计算了弹性分组环网中分组的平均传输延时. 结果表明, 不同优先级分组在网络中的传输延时不同, 优先级越高, 分组延时越低; 网络规模越大, 转发节点产生延时的影响也相应增大; 由于中优先级分组和低优先级分组在转发时没有区分, 因此延时性能接近, 可以通过在转发节点中增加转发缓冲, 单独存储中优先级分组以提高其延时性能. 文中还推导了网络的最大吞吐量. 这些结论不但为制定基于延时的优先级业务策略提供了理论依据, 而且对城域光网络系统的设计和规划有重要意义.

参考文献

- 1 " IEEE 802. 17 Resilient Packet Ring Group Website", <http://www.ieee802.org/rprsg/>
- 2 IEEE 802. 17 working group. Darwin Proposal. Orlando, Fla, 2002
- 3 Schupke D A. Packet Transfer Delay of the SRP Ring. *IEEE Conference on Local Computer Networks*, Tampa, Florida, 2002. 464 ~ 465
- 4 Schupke D A. Packet Transfer Delay Comparison of a Store-and-Forward and a Cut-Through Resilient Packet Ring. *International Zurich Seminar on Broadband Communications Access Transmission Networking*, ETH Zurich; Switzerland, 2002. 12-1 ~ 12-5
- 5 Hammond J L, J O'Reilly P. Performance Analysis of Local Computer Networks. Addison-Wesley, 1988. 257 ~ 267
- 6 Gross D, Harris C M. Fundamentals of Queueing Theory. New York: Wiley, 1985. 279 ~ 285
- 7 赵玮, 王荫清. 随机运筹学. 北京: 高等教育出版社, 1993. 164 ~ 168
- 8 Zhao W, Wang Y q. Stochastic Operational Research. Beijing: Higher Education Press, 1993. 164 ~ 168
- 9 Cooper R B. Introduction to Queueing Theory. New York: North Holland, 1981. 235 ~ 239
- 9 Bertsekas D, Gallager R. Data Networks. New Jersey: Prentice Hall, 1992. 152 ~ 157

Study on Packet Transfer Delay of Resilient Packet Ring

Jiang Ming¹, Zeng Qingji¹, Zhu Xu¹, Zhang Zhizhong¹, Qu Jin²

¹ Center for Broadband Optical Networking Tech., Shanghai Jiaotong University, Shanghai 200030, China

² National Key Lab of ISN, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China

Received date: 2003-02-26

Abstract In this paper, based on queuing theory and M/G/1/K queuing system, the average packet transfer delay for Darwin preliminary draft is analyzed. The results show that high priority traffic gets the lowest delay and the difference between medium priority traffic and low priority traffic is small. In addition, the larger the network, the less is the difference. Maximum network throughput is also obtained in theory, which is instructive to further promote the related standard and even to design network in real system.

Keywords Resilient Packet Ring; M/G/1/K queuing system; Queuing theory; Packet transfer delay; Packet priority



Jiang Ming received her M. E. degree from the School of Communication Engineering, Xidian University, in 2001. At the same year, she started her Ph. D. program in the School of Electronics & Information Technology, Shanghai Jiaotong University. Her research interests include optical burst switching, resilient packet ring and WDM media access control protocol etc.