

一种通用的时隙环网时隙调度机制

岳 鹏 文爱军 刘增基 张志卿

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室, 陕西 西安 710071)

摘要 提出一种新颖的时隙环网公平机制——环分布式时隙调度(DTSR),该机制是分布式的,适合所有目的节点剥离业务的时隙环网。DTSR 通过在单向信道上循环传输的时隙控制头(TCH)内增加一个简单的域,实现对环上“饿死”节点信息的动态收集,协调各个节点占用资源的时间,确保各节点之间的公平性;在发现环上有“饿死”节点后,DTSR 利用时隙环网空间重用的特性,调度相关节点向不经过“饿死”节点的其他节点发送数据,充分利用了环网资源;此外 DTSR 机制具有良好的算法收敛性,且接入时延较传统算法更小。最后,对 DTSR 的性能进行仿真,并和几个典型的时隙环网的公平机制进行了比较。

关键词 光通信; 环网; 环分布式时隙调度; 时隙控制头

中图分类号 TN929.11 **文献标识码** A **doi:** 10.3788/AOS200828s2.0213

A General Timeslot Scheduling Mechanism for Timeslot Ring Network

Yue Peng Wen Aijun Liu Zengji Zhang Zhiqing

(State Key Lab of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

Abstract A distributed timeslot scheduling for ring (DTSR) is presented for all timeslot ring networks based on the destination node stripping. DTSR achieves the dynamic information collection of “starve” nodes in the ring, coordinates the time occupied by nodes, and ensures the fairness each node with increasing a simple field in timeslot control header transmitted circularly in one-way channel. After “starve” nodes are found in ring, DTSR utilizes the timeslot ring network with spatial reuse, transfers their data to other nodes which are not via “starve” nodes, and therefore makes full use of the ring network resources. In addition, DTSR mechanism has a good convergence of the algorithm, and a smaller access delay than the traditional methods. The performance of DTSR is simulated and compared with the other typical timeslot ring networks.

Key words optical communication; ring network; distributed timeslot scheduling for ring; timeslot control header

1 引 言

目前城域网以 SONET/SDH 环网和 Ethernet 环网为代表,SONET/SDH 环网采用基于电路交换的拓扑结构以及点到点的通信机制,尽管能在带宽分配上满足一定的公平性要求,但带宽资源利用率不高,且带宽分配的粒度粗糙。而 Ethernet 环网基于统计复用的分组交换结构,相对于 SONET 环网能够获得较高的带宽利用率,但公平性得不到满足^[1]。IEEE 802.17 工作组规范的弹性分组环(RPR)环网技术吸收了两种环网的优点,具有响应快、效率高、可扩展性好的特点^[2]。随着波分复用(WDM)技术的成熟,基于 WDM 的全光城域网结构逐渐受到关注,这种结构又分为时隙和非时隙两种类型^[3]。非时隙结构以

波长为基本接入单位,无法实现基于目的节点剥离的空间重用,带宽利用率低;时隙结构的接入粒度小,媒质接入协议(MAC)设计灵活,可以实现基于目的节点剥离的空间重用,带宽利用率高,但存在公平性问题。尽管分组环网的公平性问题在 RPR 技术中得到了很好的解决,但是在时隙环网中这方面的研究工作还很少。本文提出一种通用的时隙环网时隙调度机制,该机制是分布式的,适合所有目的节点剥离业务的时隙环网。

2 时隙环网公平性相关技术

在时隙环网公平性的研究过程中,信誉机制是一种典型的实现环网公平性的机制,早期的 ATMR

基金项目: 高等学校学科创新引智计划(B08038)和国家自然科学基金重大研究计划面上项目(90104012)资助课题。

作者简介: 岳 鹏(1976—),男,博士,讲师,主要从事通信与光通信和下一代光网络等方面的研究。

E-mail: pengy@xidian.edu.cn

环网就采用这种机制实现环网的公平性^[4]。ATMR 为环网上每个节点分配一个窗口,称为信誉窗口。节点每成功占用一个时隙,它的信誉窗口减 1,当信誉窗口减到零时,该节点不能再占用时隙。环网上每个时隙都有一个节点状态域(NSD)记录活动节点的地址(窗口大于零的节点状态为活动,否则是非活动)。当一个空闲时隙到达时,如果某个节点有数据要发,并且其信誉窗口大于零,则用该时隙发送数据的同时信誉窗口减 1,如果信誉窗口仍然大于零,则将本节点的地址填到该时隙的 NSD 中。如果一个忙的时隙到达,并且本地节点为活动状态,则用本地节点的地址替代到达时隙 NSD 中的地址。如果某个节点发现到达时隙的 NSD 中记录的是自己的地址并且信誉窗口为零,它就可以确认网络中所有的节点信誉窗口都减到了零,此时该节点就发送一个重置消息,让网络中所有节点的信誉窗口重新设置为初始值。该算法也可用于多信道时隙环网,称为 M-ATMR^[5]。

该算法进行了改进后,用于多信道的 WDM 时隙环网^[6~8]。ATMR 和其改进的公平算法尽管保证了全局的公平性,但是由于各个节点的发送门限是固定的,要等到所有节点状态都变为非活动状态时才能再次重置信誉窗口,这样当网络中只有少数几个互不影响的数据流时,该机制也对它们进行了限制,无谓的浪费了环网的带宽,增加了接入时延;另外如果某个节点的业务到达率比较低,或者说它的窗口递减比较慢,就会使其它节点要等待很长的时间才能被重置,同样会增加接入时延,浪费环网带宽。

Metaring 是 IBM 提出的一种高速局域网(LAN)技术^[9],它是双向时隙环网,正向时隙环传输数据,反向环传输 SAT(Satisfied)信令,并且具有空间重用的能力。Metaring 中每个节点拥有一个本地计数器 Counter,Counter 的值 C 在零和门限 K 之间变化。节点每占用一个时隙, C 加 1,如果 C 达到 K 则不能再发送数据,必须等到 SAT 信令到达才可将 C 值清零。正向数据环上,每个节点设置相同的发送门限 K ,当 C 小于 K 时,该节点可以占用到达时隙发送数据;如果 C 大于 K ,则该节点没有权限发送数据。每使用一个时隙, C 都要加 1。反向控制环上传送 SAT 信令,每个节点设置相同的信令门限 $L(L \leq K)$,节点从反向环上收到 SAT 信令,考查本节点 C 是否大于 L ,大于就将 SAT 转发给下游节点,同时 C 清零;如果 C 小于 L ,节点保持 SAT 信令直到 C 增加到 L ,再将 SAT 转发给下游

节点,并清空 C 。反向环上可以放置一个或多个 SAT 信令。多个 SAT 信令可以缩短各节点达到公平的时间。Metaring 协议之后扩展到多信道环网架构^[10],其公平性算法也被用于全光 WDM 时隙环网^[11]。Metaring 公平性算法中节点通过 SAT 信令分布式地将计数器的值清零,而不像 ATMR 那样,要等所有节点都达到发送门限才能清空计数器的值,因此可以缩短计数器回到初始值零的时间间隔,从而降低接入时延,提高时隙使用率,但这是以增加一个控制信道为代价的。Metaring 仍然基于信誉窗口,每个节点都有一个公共的发送门限,因此也会对互不影响的数据流进行无畏限制,浪费带宽资源,此外算法中的 K, L 等参数的设置也是个问题,只有使用合适的 K, L 参数,网络才能达到较好的公平性。

3 DTSR——环分布式时隙调度机制

在时隙环网中公平性问题的实质就是如何为各节点公平分配时隙,防止节点“饿死”。所谓“饿死”是指时隙环上游节点持续占用时隙,导致下游节点无空闲时隙可用,长时间无法发送数据的情况。本文提出的环分布式时隙调度机制(DTSR)在保证环网公平性的前提下解决传统技术中带宽利用率低、节点接入时延大等问题。

3.1 时隙环网的网络架构

DTSR 机制适用的时隙环网架构如图 1 所示。

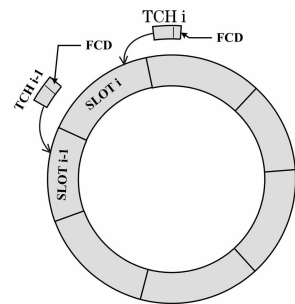


图 1 时隙环网示意图

Fig. 1 Timeslot ring network

环网含有 N 个节点,单向单信道或多信道;每个信道划分为固定长度的时隙,时隙长度等于固定长度的分组(或突发)的传输时间。一个信道被划分为首尾相接的多个时隙(Slot),每个时隙都有一个与之——对应的时隙控制头(TCH)。TCH 有“带内”和“带外”两种形式,“带内”是指 TCH 与对应的时隙在同一波长上,没有专用控制信道,反之,TCH 可单独占用一个信道。但无论哪种形式,TCH 要先于对应的时隙到达节点,便于节点及时地使用

收发数据。每个信道上的时隙都为环上所有或部分节点共享,这些节点可以占用时隙向其它节点发数据,也可从时隙中接收来自其它节点的数据。环网具备空间重用的能力,即目的节点接收数据后清空时隙以供下游节点使用。

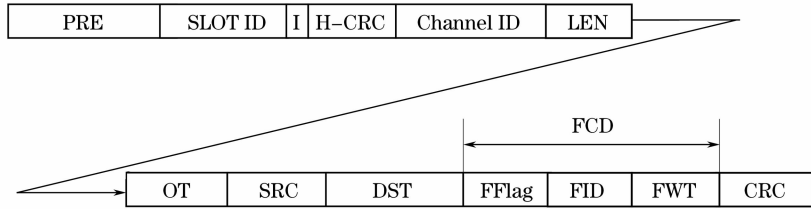


图 2 时隙控制头 TCH 格式

Fig. 2 Format of timeslot control header

PRE: 帧前导,实现同步和帧定界; SLOT ID: SLOT 标识,在同一信道中的 SLOT 具有不同的标识,可为连续整数; I: SLOT 占用指示比特,置为 1 表示忙状态,置为 0 表示闲状态; H-CRC: TCH 头校验,不仅用于头部纠错和检错,还用于 TCH 的定界; Channel ID: 所在信道编号,用于标识发送和接收数据的信道; LEN: 时隙长度; OT: Offset Time, 时隙头与时隙位置的偏移量; SRC: Source address, 源节点地址; DST: Dest Address, 源节点地址; FFlag: 公平占用指示比特; 置 1 表示有饿死节点,称公平控制域(FCD)非空; 置 0 表示没有饿死节点,称 FCD 为空; FID: “饿死”节点 ID; FWT: “饿死”节点等待时间长度; CRC: 用于 TCH 本身的比特差错控制。

3.3 环分布式时隙调度方案

如图 1 所示,由于环网中的每个时隙对应着一个时隙控制头,因此 DTSR 时隙调度策略的实质就是如何在 TCH 内填写公平信息以实现环网公平性,其基本方案如下:

在 TCH 内设定一个公平控制域(FCD),如图 2 所示。FCD 记录“饿死”节点 ID 及其等待时间。环上节点可以有条件地修改 TCH 中的 FCD 信息为本节点信息,目的是找出环上具有“饿死”倾向的节点,并将其信息通告环上其它节点。节点如果发现本地缓存队列等待时间超过一个事先规定好的门限 T_w ,说明节点可能处于“饿死”状态,因此它要将这一消息告知环上其它节点。这时节点如收到一个 TCH 其 FCD 为空,就直接将本节点 ID 与等待时间填入相应的 FCD; 如果 FCD 已有记录,节点要修改其为本节点信息必须满足: 1) FCD 中记录的节点 ID 处于 TCH 中源目的节点的路径之内(不包含源

3.2 时隙控制头(TCH)格式

在 DTSR 机制中,环网节点的公平信息是通过 TCH 传递的,因此 TCH 设计是非常重要的一项内容,设计的 TCH 格式如图 2 所示。

目的节点); 2) 本节点的等待时间大于 FCD 中记录的等待时间。

条件 1 保证了 FCD 信息的有效性, FCD 中节点 ID 处于 TCH 中源目的节点的路径之外就不能修改 FCD, 环上节点在若干个时隙内有公认的“饿死”节点并为其“让路”, 防止由于频繁修改 FCD 信息无法生效, 算法进入死循环。条件 2 保证选出的是“饥饿度”最高的节点。

以图 3 为例, 图中节点 1 有发往节点 6 的数据流, 节点 2、3、4、5 可根据条件 1 和条件 2 修改 FCD 为本节点信息。假如此时 1 到 6 的 TCH 的 FCD 中已记录节点 2 的信息, 如果 2 位于源目的节点 1 和 6 之间(条件 1), 而且节点 3 的等待时间大于 2 的等待时间(条件 2), 则 3 可以用本节点信息覆盖 FCD。节点 4 和 5 也满足两个条件, 从而可以修改 FCD 为本节点。假如到目的节点 6 时, FCD 中记录的是 4, 说明当前节点 4 是“饿死”现象最严重的节点, 6 可以向不经过 4 的任意节点发数据, 使到达节点 4 的空闲时隙增加, 从而缓解 4 的“饿死”现象。假如 6 向 3 发数据, 由于 4 不在 6 到 3 的路径中(不满足条件 1), 故节点 7、1、2 不能修改 FCD 的信息, 保证了

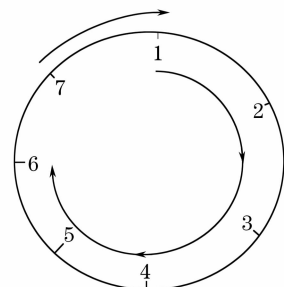


图 3 DTSR 示例

Fig. 3 Example of DTSR

一段时间内环上有公认的“饥饿”节点,此时为 4,环上其它节点为其“让路”。如果允许 7、1、2 修改 FCD 为本节点的话,FCD 信息被频繁修改,环上节点没有公认的“饥饿”节点,也就无从“让路”。

值得注意的是,具有“饿死”倾向的节点不应无限制地连续修改多个 TCH 的 FCD,这样可能会使环上其它处于“饿死”状态的节点长时间得不到空闲

的时隙资源,使全网各个节点达到公平性的周期变长。节点可以根据本地缓存队列的积压量来决定修改多少 TCH 的 FCD,积压量越多,节点修改 TCH 的数目也相应越多,环上其他节点为其“让路”的时间越长;反之亦然。该时隙调度方案,可以采用图 4 所示的操作流程实现。

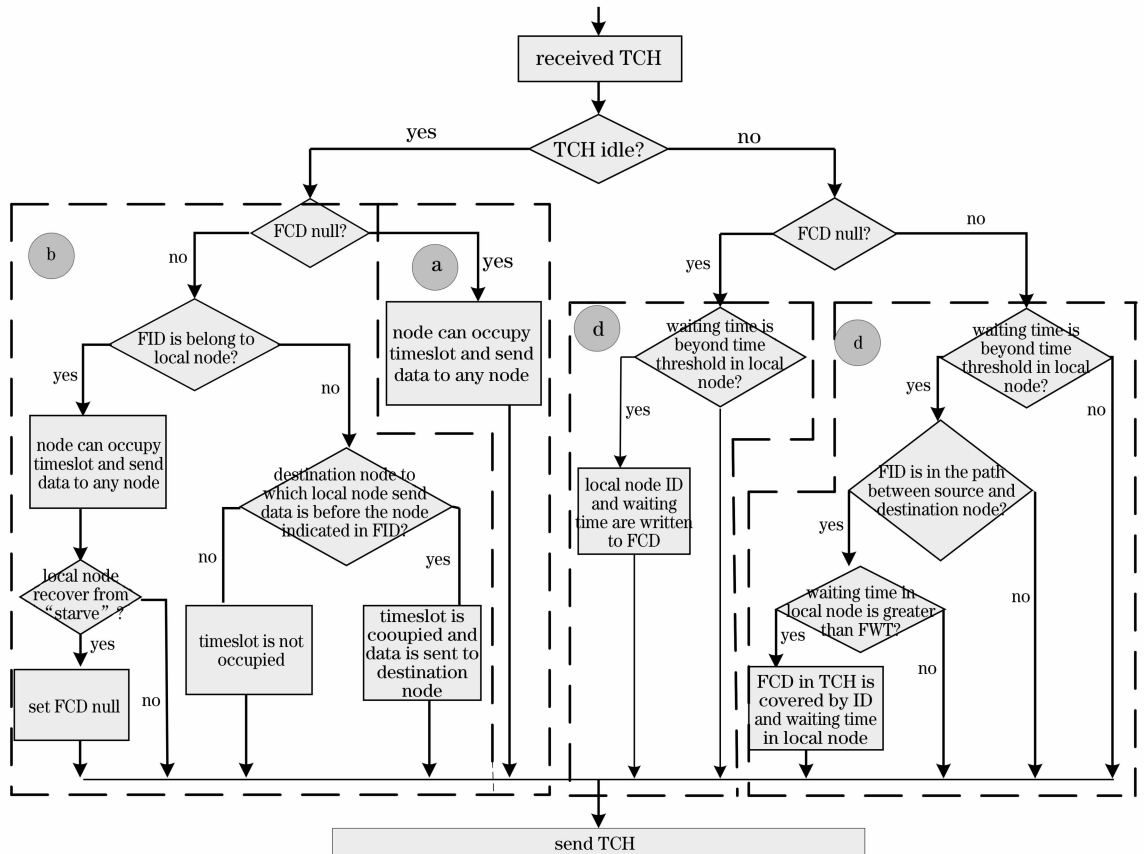


图 4 DTSR 操作流程

Fig. 4 Flow chart of DTSR

1) 节点收到一个 TCH,时隙占用指示比特 I 为 0,表明其对应时隙空闲,如果 FCD 为空($F\text{Flag}=0$)则直接占用该 TCH 对应的空闲时隙,节点可以使用该时隙向任意节点发数据。

2) 如果节点收到的 TCH 中 I 为 0 且 FCD 非空($F\text{Flag}=1$),表明环上已经出现“饿死”节点。

如果 FID 中记录的是本节点 ID,则可以占用该时隙向任意节点发数据;节点根据“饿死”现象的缓解状况决定是否将 FCD 清空。“饿死”现象缓解状况的判定细节不视为本方案的内容。一个实际的例子是根据本地缓存队列的积压量减少状况来判定;如果 FID 中记录的节点 ID 不是本节点,则节点发送数据是有限制的,可以向在 FID 中记录节点之前的任何节点发数据;如果有满足条件的数据就占用该空闲时

隙,否则不占用。

3) 节点收到一个 I 等于 1 的 TCH,表明 TCH 对应的时隙被占用。如 FCD 为空($F\text{Flag}=0$)且本节点为“饿死”节点,则将本节点信息(FID 和 FWT)填入 FCD,并设置 FCD 为非空。

4) 节点收到一个 I 等于 1 的 TCH,如 FCD 非空($F\text{Flag}=1$),判断本节点是否为“饿死”节点,

如果不是“饿死”节点,将其对应的时隙直接转发;如果是“饿死”节点,查看 FID 中记录的节点 ID 是否在 TCH 的源目的节点路径之内,如果是,比较本节点等待时间与 FCD 记录的 FWT,如果大于其值就用本节点信息(FID 和 FWT)覆盖 FCD,并设置 FCD 为非空。

4 仿真和性能分析

利用 OPNET^[12] 仿真工具对 DTSR 的性能进行仿真研究,并与 ATMR, Metaring 公平机制进行比较。仿真的基本参数如表 1 所示。

表 1 仿真基本参数

Table 1 Basic parameters of simulations

Node	6
Source node	6
Scales of ring network /km	180
Number of wavelength	8
Timeslots per wavelength	6
Timeslot length /bit	375000
Wavelength rate /(Gb/s)	2.5
Fiber link rate /(Gb/s)	8×2.5=20
ATMR: credit window	70
Metaring: (K,L)	(30,30)
DTSR: FWT /ms	0.3195

由于公平性问题在业务量比较重的情况下才比较突出,所以仿真设置了较大的负载强度,考察环网中业务流相互影响和互不影响时三种机制的吞吐量、丢弃率和接入时延等性能。首先,考察环上业务流相互影响的场景。各节点的数据发送情况分别是:节点 0 上传业务速率为光纤链路速率的 1/2,且往各其它节点发送等业务量的数据,节点 1~5 上传业务量为环容量的 1/3,其中有一半的业务发送到节点 0,另一半的业务平均发给其它节点。

图 5 是不同机制下环网总吞吐量的情况。由图可见,三种算法都可以防止节点“饿死”,但是 DTSR 机制的吞吐量较 ATMR 和 Metaring 大约分别增加了 50%和 25%。图 6 是不同机制下平均接入时延随时间变化的情况,可以看出,ATMR 的接入时延最大, Metaring 次之, DTSR 最小。可见 DTSR 机制较之信誉机制更能减少业务的接入时延。图 7 是不同机制

下环网总丢包率情况,可以看到 DTSR 的丢包率要远低于 Metaring 和 ATMR,这正是 DTSR 机制充分利用了可以利用的时隙带来的性能改善。

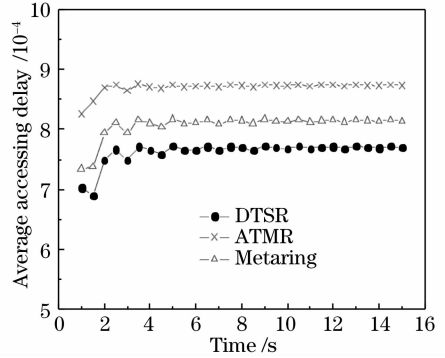


图 6 业务流相互影响时的平均接入时延

Fig. 6 Average accessing delay when influencing each other among traffic flows

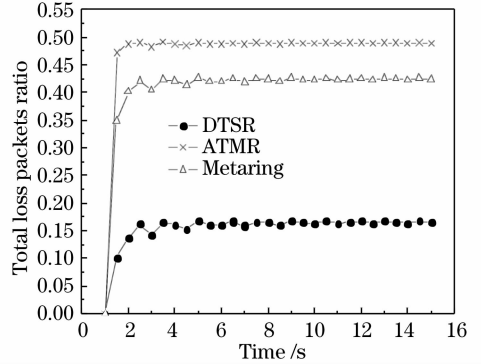


图 7 业务流相互影响时的环网总丢包率

Fig. 7 Total loss packets ratio of ring network when influencing each other among traffic flows

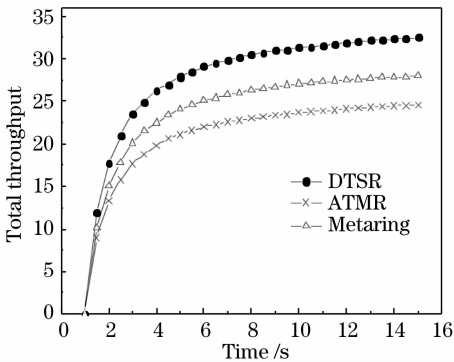


图 5 业务流相互影响时的环网总吞吐量

Fig. 5 Total throughput of ring network when influencing each other among traffic flows

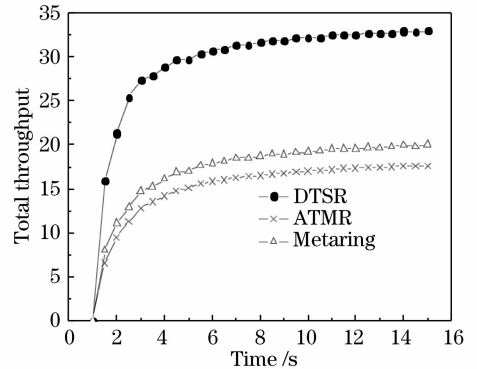


图 8 业务流互不影响时的环网总吞吐量

Fig. 8 Total throughput of ring network when not influencing each other among traffic flows

其次,考察环上业务流互不影响的场景。各节点的数据发送情况分别是:节点 0 向节点 2 的数据发送速率为光纤链路速率的 3/4;节点 0 向节点 2 的数据发送速率为光纤链路速率的 3/5;节点 0 向

节点 2 的数据发送速率为光纤链路速率的 1/2。节点 1、3、5 不发包。

图 8 是不同机制下环网总吞吐量的情况。可以看出,由于 DTSR 不存在对 ATMR 和 Metaring 对互不影响的数据流进行限制的问题,因此吞吐量几乎没有损失,而 ATMR 和 Metaring 的吞吐量损失均较大,特别是 ATMR 吞吐量损失几乎为总接入业务流量(37Gbps)的 50%。图 9 是不同机制下平均接入时延随时间变化的情况,可以看到,DTSR 的接入时延仍然是最小的,由于业务流的注入情况发生改变,Metaring 的接入延迟反而大于 ATMR,可见由于 K, L 参数不具备动态调整能力,因此环网状态的改变对其性能有很大的影响。图 10 是不同机制下环网总丢包率情况,图中可以看到,DTSR 的丢包率几乎为 0,远低于 Metaring 和 ATMR。

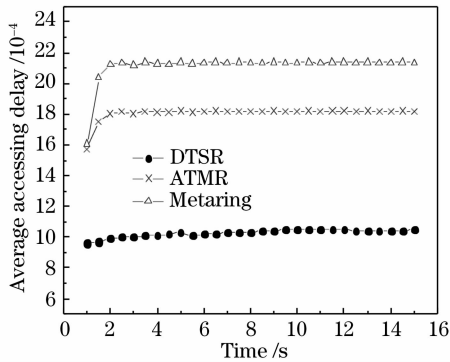


图 9 业务流互不影响时的平均接入时延
Fig. 9 Average accessing delay when not influencing each other among traffic flows

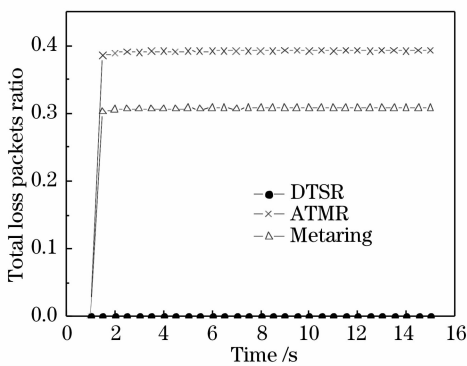


图 10 业务流相互影响时的环网总丢包率
Fig. 10 Total loss packets ratio of ring network when not influencing each other among traffic flows

5 结 论

环网公平性问题是环网设计的一个重要问题。本文针对时隙环网结构,提出一种通用的时隙调度

机制——DTSR。该机制具有如下的特点:1. 分布式,算法易于部署,开销小;2. 通过在单向信道上循环的时隙控制头内增加一个简单的域,实现对环上节点信息的动态收集,协调各个节点占用资源的时间,确保各节点的公平性;3. 在发现环上有“饿死”节点后,其他节点可以向不经过“饿死”节点的任意节点发数据,充分利用了环网资源;4. 解决了传统基于信誉的公平算法为了保证节点间公平性而放置空闲时隙不用的问题;以及当业务负载较轻或业务流互不影响时,对业务流进行无谓限制,改善了环网总吞吐量;5. 由于节点可以随时利用对其他节点没有影响的时隙,所以其接入时延较传统算法要小。最后,通过仿真对 DTSR 的性能进行研究,仿真结果表明 DTSR 在保证环网公平性的同时,较之基于信誉的公平机制提高了全网吞吐量,降低了接入时延,改善了丢包率。

参 考 文 献

- 1 Ping Yuan, Violeta Gambiroza *et al.*. Media access protocol for high-speed metropolitan-area resilient packet rings [J]. *IEEE Network*, 2004, **18**(3): 8~15
- 2 Tan Liansheng, Wang Hanwu. One fairness allocation algorithm in RPR networks [J]. *J. China Institute of Communications*, 2005, **26**(2): 66~73
谭连生,王汉武. RPR 环网中的一种带宽公平分配算法 [J]. *通信学报*, 2005, **26**(2): 66~73
- 3 Zhang Zhizhong, Luo Jiangtao *et al.*. On the design of node architecture and MAC metro ring networks with variable length packets support [J]. *Acta Electronica Sinica*, 2005, **33**(1): 1~6
张治中,雒江涛等. WDM 城域网环网中支持可变长分组的节点结构及 MAC 协议设计 [J]. *电子学报*, 2005, **33**(1): 1~6
- 4 H. Ohnishi, N. Morita, S. Suzuki. ATM ring protocol and performance [C]. *IEEE ICC*, 1989, **13**(1): 394~398
- 5 K. Bengi, H. R. van As. Qos support and fairness control in a slotted packet-switched WDM metro ring network [C]. *In Proc. GLOBECOM'01*, San Antonio, TX, 2001, **11**(4): 1494~1499
- 6 C. S. Jelger, M. H. Elmighani. A slotted MAC protocol for efficient bandwidth utilization in WDM metropolitan access ring networks [J]. *IEEE J. Selected Areas in Communications*, 2003, **21**(8): 1295~1305
- 7 Wang-Rong Chang, Hui-Tang Lin, Ho-ting Wu. FCCA: A reverse-direction-based MAC protocol suite for WDM metropolitan ring network [C]. *Asia-Pacific Conference on Communications, Western Australia*, 2005, **10**(4): 3~5
- 8 Wang-Rong Chang, Hui-Tang Lin. Integration of differentiated services with fairness control on a WDM metro ring [J]. *Photon Netw Commun.*, 2007, **13**(1): 167~181
- 9 I. Cidon, Y. Ofek. Metaring—a full-duplex ring with fairness and spatial reuse. *IEEE Transactions on Communications*, 1993, **41**(1): 110~120
- 10 Y. Ofek. Integration of multi-ring on the metaring architecture [C]. *IEEE Distributed Computing Systems*, Cairo, 1990, **2**(3): 190~196
- 11 M. A. Marsan, A. Bianco *et al.*. An almost optimal MAC protocol for all-optical WDM multi-rings with tunable transmitters and fixed receivers Communications [C]. *IEEE ICC*, Montreal, 1997, **1**(3): 437~442
- 12 Optimized Network Engineering Tool Version: 10.0A [EB/OL]. <http://www.opnet.com>, 2008-3-21