

WDM 城域环网中支持可变长分组的节点结构及 MAC 协议设计

张治中^{1,2}, 雒江涛^{1,2}, 程 方¹, 蒋 铭², 曾庆济²

(11 重庆邮电学院通信工程学院, 重庆 400065; 21 上海交通大学光纤国家重点实验室, 上海 200030)

摘 要: WDM 城域环网在升级时, 信道数可能是不变的. 本文基于此设计了一种新颖的节点结构, 它由固定发射器和一组固定接收器组成. 基于该结构, 文中给出了支持可变长分组的时隙结构及 MAC 协议. 由于实现 MAC 协议无需专用波长信道, 提高了资源利用率. 理论分析和仿真结果证明了本文设计方法可以充分利用空间重用能力, 获得很好的网络流量, 分组排队时延及分组丢弃率. 对于信道数较多, 或者网络在升级时信道数也可能变化的情况, 本文建议采用固定发射器, 一组/准0调谐的接收器结构. 该方案可在实现复杂度、网络性能及成本间取得折衷.

关键词: 波分复用; 城域时隙环网; 节点结构; MAC 协议

中图分类号: TN913. 24 文献标识码: A 文章编号: 0372-2112 (2005) 02-0002-06

On the Design of Node Architecture and MAC Protocol for WDM Metro Ring Networks with Variable Length Packets Support

ZHANG Zhizhong^{1,2}, LUO Jiangtao^{1,2}, CHENG Fang¹, JIANG Ming², ZENG Qingji²

(11 Dept. of Commun. Engineering, Chongqing Univ. of Posts and Telecommun., Chongqing 400065, China;

2. CBNET, State Key Lab on Advanced Optical Networking Technology, Shanghai Jiaotong University, Shanghai 200030, China)

Abstract: Based on the scenario that the number of wavelengths may be fixed by upgrading the WDM metro ring networks, this paper proposes a new WDM slotted ring architecture with nodes equipped with one fixed transmitter and a set of fixed receivers. A detailed design and analysis of node architecture and MAC protocol, which aims at achieving fairness among the nodes and efficient bandwidth utilization, is given. It is shown through theoretical analysis and simulation results how the proposed architecture and MAC protocol can achieve a good throughput, queuing delay and packet loss probability. In the case of a large number of wavelengths, or if the number of wavelengths may also increase by upgrading the networks, this paper further proposes an original design method: employing one fixed transmitter and a set of tunable receivers that can only be tuned among partial continuous wavelengths, we show this method can achieve a good tradeoff in terms of performance metrics such as network's throughput, cost and implementing complexity.

Key words: WDM; slotted metro ring networks; node architecture; MAC protocol

1 引言

由于 WDM(波分复用)技术和各种接入技术的进步, 目前已较好地解决了骨干网络和接入网络的传输问题, 但对于位于这两者之间的城域网, 由于其承载的业务流量可能远大于骨干网的大, 而且业务接口复杂, 已成为制约网络快速发展的瓶颈. 与接入网和骨干网相比, 城域网有其自身的独特特点^[1-6]: (1) 覆盖区域有限, 通常为 50~200km; (2) 网络节点数量变化较大, 通常为 10~200 个节点; (3) 与骨干网相比, 用户数较少, 业务突发性高; (4) 业务种类多, 接口复杂, 难以用准确的数学模型对城域网中的业务进行定义. 因此, 必须研究新的网络体系结构和接入协议, 以满足下一代城域网对经

济性、灵活性和可升级性等方面的要求.

基于单信道的城域网环网架构, 业界目前比较关注的组网新技术当属于弹性分组环(Resilient Packet Ring, RPR)技术^[7]. RPR 是一个双向光纤环网, 每个方向一个波长, 在每个节点都要通过缓冲器插入环进行电处理. RPR 使用了基于目的节点剥离业务的空间重用和最短径路由技术, 结合其复杂的公平性算法, 显著地提高了环网络的整体性能. 同时, RPR 能实现 50ms 级的保护. 这些因素使得 RPR 成为城域网最重要技术的可能性很大. 但是, 要改善城域网的整体性能, 应该采用 WDM 技术, 而不是采用单个波长信道, 另外应尽量避免在每个节点进行光电光(OEO)处理.

为此, 本文考虑了基于 WDM 技术的城域环形拓扑. 第 2

节对多信道城域网的组网技术进行了总结,并根据这些组网技术对本文的设计思路进行了说明.第3节给出了本文的网络和节点结构,以及相应的MAC协议.第4节对网络的流量性能进行了理论分析,表明本文基于目的节点剥离业务的方法比类SDH网络中基于源节点剥离业务的方法更能充分地利用网络资源.仿真研究安排在第5节,第6节对更一般情况下网络节点的设计方法进行了研究,仿真结果表明提出的方法是有效的.第7节对全文进行了总结.

2 研究背景

对于多信道的城域时隙和非时隙环网架构,人们已提出了各种网络和节点模型,并建立了一些实验系统^[1,4-6].根据节点收发器的不同配置,可以分为固定的发送(FT)、可调谐的发送(TT)、固定的接收(FR)及可调谐的接收(TR)等四种情况的组合.

对于FI2FR结构来说,由于节点没有调谐部件,成本相对较低,实现相对简单.但由于是固定上下路波长信号,网络可升级性能较差,不灵活,资源利用效率低.RINGO单纤WDM环网^[6]是该结构的代表.

FI2TR结构比FI2FR结构灵活,理论上可获得优于FI2FR结构的流量性能,接入延时性能及可升级性能.能很好地应用于电路交换业务环境.但是,成本比FI2FR结构要贵,而且调谐部件(如光栅)的调谐时间较长,达毫秒量级,对于目前数据业务占主导地位的分组交换业务不太有效.另外,存在接收冲突问题.KomNet双向WDM环网^[4]是该结构的代表.

TI2FR结构的网络性能和特点与FI2TR结构是很相似的^[8].MAWSON单纤WDM环网^[5]是该结构的代表.

TI2TR结构在网络流量,延时性能,可升级性能及灵活性等方面都是四种结构中最好的.但成本昂贵,TI2TR及FI2TR两种结构中存在的问题同时存在,因此研究较少.

基于这四种结构,学术界和产业界已提出了多种具体的实现方式^[1,4-6],但这些系统要么应用到调谐部件,要么同时用到多个固定的收发器,以确保网络的灵活性、流量和可升级性能,它们都很难同时支持单播和组播,很难同时采用源节点和目的节点剥离业务.本文正是基于这一背景,研究了一种新的节点结构和MAC协议.

3 网络结构及MAC协议

3.1 网络和节点结构

本文考虑了两种不同规模的单纤多信道时隙环网(双向光纤很容易基于本文思想进行扩展),分别对应升级前和升级后的网络.假设:(1)两种网络的光纤总长度(环周长)一样,均为138124km,传播时延为69112Ls;(2)环上的分组信息是由目的节点进行剥离的,对比类SDH技术中采用源节点剥离业务来说,这无疑可以提高网络的空间重用能力;(3)第一个网络由16个节点互连,4个波长,每个波长速率为215Gb/s,记为A216/4/215;(4)第二个网络由64个节点互连,4个波长,每个波长速率为10Gb/s,记为A264/4/10;(5)节点序号按传输方向顺序编号.

前述假设在文献[2]中也可见到,但本文的MAC协议与文献[2]截然不同.同时,与文献[2]主要着眼于仿真研究不同,本文对节点的具体实现,MAC协议的帧结构及分组调度方法均作了具体分析和描述,这些方法有别于文献中和前述实验系统中所采用的方法.

由于考虑的是时隙网络,MAC协议应要求所有信道上的时隙是同步的.一种最自然、最有效的选择是使帧长度等于传播时间,此时,时隙结构就象/带子0一样覆盖整个环,并且时隙是背靠背的传输.当时隙长度取为典型的IP分组长度时(IP分组典型的峰值长度为40,44,552,576,1500字节,这里取固定长度,1500字节),如果信道速率为215Gb/s,则只要使网络中的时隙数恰好为 $(2.5 \times 10^9 @ 69112 \times 10^{-6}) / (1500 @ 8) = 144$,则可得帧长恰好覆盖整个环.同理可得信道速率为10Gb/s时,时隙数为576个.当然,实际应用中还应考虑节点的处理时延.

每个节点只能以固定波长上路业务,但可接收任意波长上的分组.其结构如图1所示.输入信号到达节点后,首先由解复用器分开各个波长,每个波长信号分别经分光器取出一小部分功率,然后由光电检测模块对当前时隙各个波长的占用情况进行分析,并将结果送至控制处理模块.控制处理模块根据当前时隙各个波长的状态来控制发射器是否可以上路信号,同时,还控制2@2交换是处于/CROSS0状态还是处于/BARO状态,使得波长信号被下路或旁路.最后,处理完毕的波长通过复用器送至环路.加入延迟线的目的是确保节点有足够时间完成时隙头部的处理.在图1中,节点的发射波长为 λ_3 .当发射波长不为 λ_3 时,只需要改变发射器与2@2交换的连接关系即可.可见,毋需调谐部件即可切换发射波长.

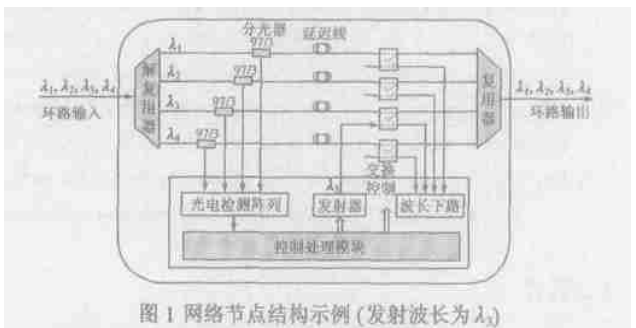


图1 网络节点结构示意图 (发射波长为 λ_3)

结合图1可以总结出本节点结构的特点为:(1)当分组没有到达目的节点时,会直接/穿过0中间节点,不会被下路处理,有助于减少中间节点所需的电缆存储器及业务处理时延.RPR网络和RINGO城域网都无法作到这一点;(2)目的节点不存在分组接收冲突;(3)没有调谐部件,降低了设计复杂度及成本.KomNet和HORNET^[1]城域网中均用到了可调谐光栅,调谐时间达毫秒量级,不适合业务突发程度极高的IP分组网络.尽管2@2交换也有切换时间,但目前已出现了纳秒级的切换速度,基本可不考虑其影响;(4)当2@2交换处于/CROSS0状态进行波长下路处理时,其携带的分组无法再继续进入环网,很轻松地作到了目的节点剥离业务,有利于改善全网的流量;(5)全网没有专用控制信道,可以将所有波长都

用于传送业务,提高资源利用率.但节点可能难以实时获得全网的资源占用信息.在如下所述的 MAC 协议设计中较好地解决了该问题;(6)如果采用可以支持组播的 2@2 交换(例如 Civcom 公司的 2@2 交换),则节点可同时支持单播和组播,可以同时支持源节点和目的节点剥离业务,均毋需 OEO 转换.

3.1.2 MAC 协议

如图 2 所示,本文采用了类似于 Internet 协议规范的时隙结构,应用了 32 比特的字定位.时隙头部占用了 13 字节,开销为 $(13/1500)@100% < 1%$.

图 2 中, / S0 是状态域,长度为 1 比特,指示时隙的空闲/忙状态; / F0 是公平性指示信号,表示是否执行了公平性调度算法; / COS0 为业务类型,长度为 3 比特; / TTL0 为业务的生存时间,只有目的节点会对该域作处理,目的节点将该域更新后再将其送至 LAN 或 WAN,由随后的网络处理; / MD 为广播指示比特,广播消息由源节点剥离;预留 2 比特用于扩展;源节点地址和目的节点地址均为 8 比特,最多可指示 256 个节点,足够城域网组网; / CRC10 和 / CRC20 分别用于对时隙头部和负载长度指示部分作循环冗余校验; / 负载长度指示 0 为 16 比特,指示实际传输的分组长度; / 偏量 0 用于指示源节点传输的分组序号,目的节点用它来重组用户数据信息. / 公平性速率 0 占用了 3 个字节,指示发送节点在上路业务时的发送速率.由图 2 可见,时隙结构的负荷区域是可变的,能够支持可变长度的 IP 分组业务.为了提高时隙利用率,节点配置的发送缓冲器应使得节点有足够的信息时,才会封装到每个时隙中.



图 2 时隙结构

由于网络的节点常常多于信道数,因此当节点只能以固定波长上路业务时,每个波长将被多个发送节点共享.不失一般性,约定:(1)节点等间距的分布于全网;(2)以相同波长上路业务的节点间距也相等,其中,节点 $n_{i+1}(i = 0, 1, \dots, N - 1)$ 的发射波长为 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$.例如,对于网络 $A216/4/215$,发射波长为 K_i 的节点分别为 n_1, n_5, n_9, n_{13} ;(3)业务为平衡型,即网络中不存在 Hub 节点,此时,每个节点的公平速率相等,其值可在去掉网络预留流量后确定;(4)每个节点都能精确地同步于时隙边界.

当某个节点希望上路业务时,它会不停地检测其发射波长在各个时隙内的占用情况,进而决定其发送时隙.由于公平性指标是城域网 MAC 协议的一个重要内容,因此,即使该节点检测到了可用时隙,它也未必能立即上路业务.尽管全网没有专用控制信道,节点较难实时获得所有其它节点的信息,但由于 IP 业务具有较强的自相似性质,通过检测各个节点在过去时间段内的公平性速率,是能够较好地实现全网的公平性控制的.基于此思想,我们有如下定理,它能保证公平性及空间重用能力能同时较好地实现.

定理 若节点 n_{i+1} 在当前时刻检测到空闲时隙,则只要下列条件之一满足,节点 n_{i+1} 向 n_{j+1} 发送业务不会恶化 n_{m+1} 的公平性速率:(1) $(i \text{ mod } W) \times (m \text{ mod } W)$; (2) $(i \text{ mod } W) = (m \text{ mod } W)$, 但 $\{P(n_{i+1} \text{ y } n_{j+1}) \text{ H } P(n_{m+1} \text{ y } n_{k+1})\} = / <$ 或 $n_{m+1} \neq 0$. 其中, $P(n_{i+1} \text{ y } n_{j+1})$ 表示从节点 n_{i+1} 到 n_{j+1} 的路由所经过的节点集合, n_{k+1} 是 n_{m+1} 的目的节点.

证明 根据约定,节点 n_{i+1} 和 n_{m+1} 的发送波长分别是 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$ 和 $K_{(m \text{ mod } W)+1}$,显然,只要 $(i \text{ mod } W) \times (m \text{ mod } W)$,则两节点的发送波长不同, n_{i+1} 发送业务与否对 n_{m+1} 无任何影响.如果 $(i \text{ mod } W) = (m \text{ mod } W)$,即两节点的发送波长相同时,则只要 n_{i+1} 的目的节点不在 n_{m+1} 所发送业务的路段内,也不会对 n_{m+1} 造成任何影响,该情况示例如图 3 所示.其中,节点 $n_{i+1} = n_1, n_{j+1} = n_3, n_{m+1} = n_5, n_{k+1} = n_7$.可见,节点 n_1 和 n_5 能同时以波长 K_1 发送分组,即实现了空间重用.

我们来看看 n_{i+1} 是怎样确定 $\{P(n_{i+1} \text{ y } n_{j+1}) \text{ H } P(n_{m+1} \text{ y } n_{k+1})\}$ 的.结合图 3,

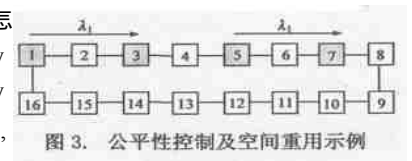


图 3. 公平性控制及空间重用示例

$n_{i+1} = n_1, n_{m+1} = n_7$,显然,只有当 n_7 的目的节点 $n_{k+1}(\{n_1, n_2, \dots, n_6\})$ 时, n_1 才能检测出 n_7 的目的节点,其它情况都是不能确定的.因此, n_1 能够确定的值都是 $\{P(n_{i+1} \text{ y } n_{j+1}) \text{ H } P(n_{m+1} \text{ y } n_{k+1})\}$ 不为空集的情况,在其它无法确定的情况下, n_1 是否发送数据呢?我们将根据如下所述的分组调度算法实现分组发送.

// 节点 n_{i+1} 的分组调度算法,假设它有业务等待上路.时隙 t 初始化为 0.

步骤 1: 如果新的时隙边界未到达,等待.否则,置 $t = t + 1$,转步骤 2.

步骤 2: 检查所有波长时隙,如果没有业务需要在本节点下路,转步骤 3;如果有业务需要在本节点下路,则接收相应时隙的分组.判断接收波长是否为 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$,若是,记录源节点编号及其公平性速率值,转步骤 4.否则转步骤 3.

步骤 3: 如果波长 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$ 空闲,转步骤 4;否则,记录以波长 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$ 发送业务的源节点和目的节点编号,并记录其公平速率值.转步骤 1.

步骤 4: 若本节点的发送速率不满足公平性速率,上路业务,填写该时隙内的各开销字段(状态域、源、目的节点编号,公平性速率,校验位等),转步骤 1;若本节点的速率满足公平性速率,则从发送波长为 $K_{(i \text{ mod } W)+1}$ 的所有发送节点中,找出不满足公平性速率的节点,记其集合为 N_{unfair} .若对 $P \cap I \cap N_{unfair}$,本节点的目的节点为节点 n 的上游节点,且在第 $t - 1$ 时隙时,本节点不为节点 n 的中间节点,则本节点填写该时隙内的各开销字段,并上路业务.否则,本节点不上路业务.转步骤 1.

由上述算法可知,当发送节点 n_{i+1} 已达到公平性速率时,只鼓励它选择路径较短的目的节点.

4 节点结构及 MAC 协议的流量性能分析

现在,对比类 SDH 网络所使用的源节点剥离技术,来分

析本文节点采用上述 MAC 协议后所能实现的最大流量(对于源节点剥离,毋需使用图 1 中的 2@2 交换).不失一般性,将环的长度作归一化处理,即令时隙经过环一周时,绕行距离为 $d=1$. 其中,每条链路的距离均为 $1/N$. 由于考虑的是平衡型业务,发送节点的目的节点是均匀分布的,每个节点(除去其自身)被选中的概率均为 $1/(N-1)$.

随机考虑一个发送节点 $n_{i+1}(i=0,1,\dots,N-1)$,其发送波长为 $K_{i \bmod W}+1$. 由于全网中以该波长发送业务的节点总数为 N/W (平均间距为 W/N),若定义 S_r 为时隙再用因子,表示时隙能够被再用时平均传输的距离,则对于源节点剥离和目的节点剥离两种技术,分别有:

$$S_{r-目的} = \frac{\frac{W}{N} + 2 \frac{W}{N} + \dots + \left(\frac{N}{W} - 1\right) \frac{W}{N}}{\frac{N}{W} - 1} = \frac{1}{2},$$

$$S_{r-源} = \frac{(1 + 1 + \dots + 1)}{\frac{N}{W} - 1} = 1 \quad (1)$$

则带宽利用率 G 分别为:

$$G_{目的} = \frac{1}{S_{r-目的}} = 2, G_{源} = \frac{1}{S_{r-源}} = 1 \quad (2)$$

据此,可得单个节点和全网所能实现的最大流量分别为:

$$T_{Max_Per_Node2目的} = \frac{G_{目的} \# R_W}{N/W} = 2 \frac{W \# R_W}{N},$$

$$T_{Max_Per_Node2源} = \frac{G_{源} \# R_W}{N/W} = \frac{W \# R_W}{N} \quad (3)$$

$$T_{Max_Total2目的} = N \# T_{Max_Per_Node2目的} = 2WR_W,$$

$$T_{Max_Total2源} = N \# T_{Max_Per_Node2源} = WR_W \quad (4)$$

根据上述推导,可以得出以下几点结论:(1)无论是采用源节点还是目的节点剥离业务,全网所能获得的最大流量与节点数是无关的,只与单个信道的速率和波长数成线性关系;(2)当信道数和信道速率确定后(称为网络容量,定义为信道数与信道速率之积),单个节点能实现的最大流量与节点数量成反比关系;(3)当施加到网络的负载不大于网络容量时,源节点剥离和目的节点剥离的性能是相当的,反之,目的节点剥离可取得更好的流量性能.注意上述计算中假设了 N/W 为整数,如果该条件不满足,上述结论只能近似成立.

5 仿真与数值分析

我们应用自相似业务来对比研究 A216/4/2.5 和 A264/4/10 两种网络的性能.限于文章篇幅,只考虑平衡型业务.两种网络的参数如表 1 所示.自相似业务可通过叠加大量独立的 ON/OFF 源来生成自相似业务量^[2].在 ON 期间,表示有分组进入网络,在 OFF 期间,无分组产生.ON 与 OFF 为独立同分布或者 ON 与 OFF 交替产生.若分组到达间隔时间为 Pareto 分布,则当 $1 < a < 2$ 时,无穷多的这种 ON/OFF 源叠加便生成 Hurst 参数 $H = (3-a)/2$ 的自相似业务量(满足 $0.5 < H < 1$, H 越趋于 1,业务突发程度越高),仿真时若叠加足够数量而非无穷多的 ON/OFF 源,也可得近似程度非常高的自相似业务量.在本仿真实验中,

取 $H = 0.8$,可以代表高突发度的业务.

表 1 网络参数

环周长: L_R	138.24km	
光纤中的光速: V	2×10^8 m/s	
传播时延: $D = L_R/V$	691.2us	
数据信道波长数: W	4	
时隙长度: S	1500bytes	
结构	A216/4/2.5	A264/4/10
波长速率: R_W	2.5Gb/s	10Gb/s
全网速率: $R_T = R_W \times W$	10Gb/s	40Gb/s
节点数: N	16	64
时延带宽积: $B_{DP} = R_W \times D$	1,728,000bits	6,912,000bits
每波长时隙数: $S_W = B_{DP}/S$	144	576

由于两种网络具有不同的容量,为便于研究网络从 A216/4/2.5 升级到 A264/4/10 时网络的性能变化,我们将施加到网络的负载 Q 进行归一化处理.对于 A216/4/2.5,全网的流量达到 $4 \times 2.5 = 10$ Gb/s 时,负载 $Q = 1$.例如,若节点的平均流量为 500Mb/s 时,则对应的负载为 $Q = (0.5 \times 16) / 10 = 0.8$.同理,对于 A264/4/10,若 $Q = 1$,相当于节点的平均流量为 $40 \times 10^3 / 64 = 625$ Mb/s.

图 4 给出了基于源节点和目的节点剥离业务时,两种网络的流量性能.可见:(1)当网络负载 $Q \leq 1$ 时,采用源节点或目的节点剥离业务对节点的平均流量基本没有影响,特别的,当 $Q = 1$ 时,基于源节点剥离业务的方法已使节点流量达到了饱和值,再增加网络负载时,节点流量几乎不再变化;(2)当网络负载 $Q > 1$ 时,目的节点剥离业务的方法所实现的节点流量远远大于基于源节点剥离业务的方法.

表 2 不同 MAC 协议和业务剥离方法在 $Q = 2$ 时的节点平均流量比较

	本文仿真值	本文理论最大值	文献[2]理论最大值
A216/4/2.52目的	1193Mb/s	1250Mb/s	833Mb/s
A264/4/102目的	1246Mb/s	1250Mb/s	1110Mb/s
A264/4/2.52源	621Mb/s	625Mb/s	500Mb/s
A264/4/102源	623Mb/s	625Mb/s	588Mb/s

我们发现,对于目的节点剥离业务的方法,直到网络负载 $Q = 2$ 时,节点流量才达到饱和状态,我们将此时的结果与文献[2]中最大能实现的理论流量进行了比较,如表 2 所示.可以看出:(1)本文的 MAC 协议所获得的节点平均流量比文献[2]中的性能改善不少,事实上,文献[2]中的 MAC 协议并

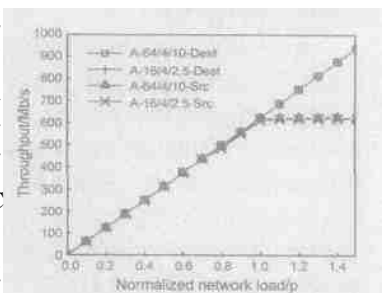


图 4 节点的平均流量

不能达到理论最大值。值得提到的是, 本文 MAC 协议的复杂度和文献[2]中的 MAC 协议是相当的; (2) 虽然从理论上来说, $A_{216/4/2.5}$ 和 $A_{264/4/10}$ 两种网络的最大流量是一样的, 但实际仿真表明, 节点数越多, 节点所实现的流量越好。这可以理解为: 当节点数越多时, 产生的随机数分布粒度也越细, 业务的平衡性能也就体现得越好, 因此, 更能逼近理论最大值。

图 5 和图 6 分别比较了在两种不同的剥离方法下, 节点的分组平均排队时延和分组平均丢弃性能。可以看出: (1) $A_{216/4/2.5}$ 和 $A_{264/4/10}$ 两种网络在同一种剥离技术下性能是相当的; (2) 在高负载下, 采用目的节点剥离所对应的分组平均排队时延和分组平均丢弃性能比基于源节点的方法要优越得多。

图 5 和图 6 没有显示出负载 $Q > 1$ 时的排队时延和分组丢弃性能, 主要原因在于, 基于源节点剥离业务的方法所对应的流量在 $Q = 1$ 时即已达饱和状态, 继续增加负载将造成性能急剧恶化。仿真中我们发现, 即使 $Q = 2$, 基于目的节点剥离业务的方法也只需要 $167\mu\text{s}$ 的排队时延。采用文献[2]中的方法时, 我们发现其排队时延已大于 $250\mu\text{s}$, 分组丢弃率也远远高于本文的方法。

6 更一般情况下的设计考虑

前面设计了四个信道的节点收发器结构, 仿真也表明该结构在配合本文的 MAC 协议之后, 可以取得较好的性能。特别的, 当网络从 $A_{216/4/2.5}$ 升级到 $A_{264/4/10}$ 后, 性能还有所改善。尽管本文的 MAC 协议具有通用性, 但如果网络的信道数较多, 或者网络升级后信道数量增加了, 则由于节点的收发器采用了 F_{2FR}^W 结构, 要求网络升级后接收器的个数也需相应增加, 显然不够灵活。这里, 我们考虑一种新颖的解决办法: 每个节点只配置一个发射波长固定的发射器, 同时, 配置一组准 0 (Quasi) 调谐的接收器, 这些接收器的接收波长是可以调

谐的, 但其调谐范围有限。例如, 采用四个准调谐的接收器, 其调谐范围分别为 $\{K_1, \dots, K_4\}$, $\{K_5, \dots, K_8\}$, $\{K_9, \dots, K_{12}\}$, $\{K_{13}, \dots, K_{16}\}$, 则可支持信道数从 4 个到 16 个的升级。

本文首次提出准调谐的方法, 它具有三方面优点: 一是可大大减少传统全调谐接收方法中对调谐时间的苛刻要求; 二是网络性能、灵活性及设计复杂度介于 F_{2FR}^W 和 F_{2TR} 之间; 三是节点的可升级性能及流量性能也能满足城域网网的要求。

为验证这种设计方法的有效性, 假设网络从 $A_{216/4/2.5}$ 升级到了 $A_{264/16/10}$ 。对比考察在 $A_{264/16/10}$ 网络中, 三种不同设计方法所获得的性能: (1) F_{2TR} (Quasi) TR^4 , 四个接收器为准调谐的, 其调谐范围为互不重叠的四个连续波长; (2) F_{2TR} , 接收器的接收波长为全调谐的; (3) $FT-FR^{16}$ 。

我们知道, 对于不同的节点结构, 恶化网络性能的最主要原因之一是收发器的冲突问题。因此, 我们通过统计节点的冲突事件来刻画三种不同的设计方法的性能。

图 7 比较了三种节点结构在 $A_{264/16/10}$ 网络中接收节点的冲突情况(所有分组接收事件中冲突事件所占的百分比, 调谐时间假设为 0)。可见, 准调谐方法的接收冲突和固定调谐方法是比较接近的, 均比全调谐方法大有改观。由此也可窥见三种方法所取得的流量性能。

如果网络中存在有 Hub 节点, 或即使没有 Hub 节点, 但业务是非平衡型的, 则可以将具有高业务量需求的节点设计成 F_{2FR}^W 的形式, 而将其余节点设计成固定发送和准调谐接收的形式, 以便在网络性能、实现成本和复杂度间取得折衷。限于文章篇幅, 不再赘述。

7 结束语

本文研究了波长信道数较少, 且不变的情况下, 基于网络可升级性能考虑的 WDM 城域网的节点结构及 MAC 协议设计问题。理论分析和仿真结果验证了本文设计方法可以取得很好的流量、分组排队时延及分组丢弃率。网络节点数增加时, 如果单信道速率也相应增加, 则网络性能不会恶化, 甚至略有改善。我们还讨论了更一般情况下的设计方法, 即信道数较多, 或信道数在升级时也会变化的情况, 本文采用了准调谐接收方法, 与传统设计方法有很大不同, 可在成本、实现复杂度及网络性能间取得较好的折衷。

参考文献:

- [1] I M White, M S Rogge, K Shrikhande, et al. A summary of the HORNET project: a next generation metropolitan area network [J]. IEEE J Select Areas Commun, 2003, 21(9): 1478- 1494.
- [2] C S Jelger, J M H Elmirghani. A slotted MAC protocol for efficient bandwidth utilization in WDM metropolitan access ring network [J]. IEEE J Select Areas Commun, 2003, 21(8): 1295- 1305.
- [3] M Maier, M Scheutzw, M Reisslein. The arrayed2waveguide grating2based single2hop WDM network: an architecture for efficient multicasting [J]. IEEE J Select Areas Commun, 2003, 21(9): 1414- 1432.
- [4] D S Coll, P Leisching, H Bock, A Richter. Metropolitan DWDM: a d2

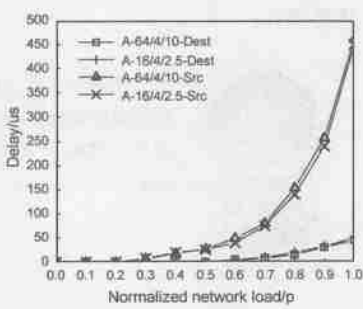


图 5 节点的分组平均排队时延

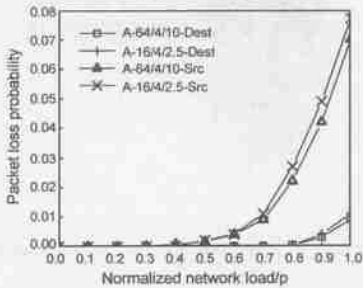


图 6 节点的分组平均丢弃率

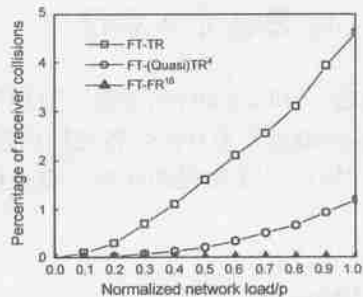


图 7 不同的接收器设计所对应的接收冲突比较

namically configurable ring for the KomNet field trial in Berlin [J].
IEEE Commun Mag, 2001, 39(2): 106- 113.

- [5] M A Summerfield. MAWSON: A Metropolitan Area Wavelength Switched Optical Network [A]. APCC 97 [C]. Sydney, Australia, 1997. 327- 331.
- [6] R Gaudino, A Carena, et al. RINGO: A WDM Ring Optical Packet Network Demonstrator [A]. ECOC 2001 [C]. Amsterdam, 2001. 620- 621.
- [7] V Gambaioza, P Yuan, L Balzano, et al. Design, analysis, and implementation of DVSR: a fair, high performance protocol for packet rings [J]. IEEE/ ACM Trans. Networking, 2004, 12(1): 85- 102.
- [8] A Bononi. Scaling WDM Slotted Ring Networks [A]. Proc. Information Sciences and Systems Conf [C]. Princeton, 1998. 659- 665.

作者简介:



张治中 男, 1972 年生于湖北恩施, 博士, 重庆邮电学院教授, 主要从事光交换和城域网组网及节点技术研究工作. E-mail: zhangzoo78@vip.sina.com



曾江涛 男, 1971 年出生于河南郑州, 重庆邮电学院特聘教授, 博士, 主要从事光交换技术的研究开发工作.

ACM SIGCOMM Asia Workshop 2005 将于 2005 年 4 月 12~ 14 日在北京举行

ACM SIGCOMM 是计算机、通讯界最著名的国际会议之一. SIGCOMM 将首次于亚洲举行 Workshop, 于 2005 年 4 月 12~ 14 日在北京举办. ACM SIGCOMM Asia Workshop 2005 为来自世界各地特别是亚太区的工业界和学术界的专家提供了一个国际技术论坛, 在这里大家可以交换以无线和移动网络为重点的下一代 Internet 领域的最新研究成果和想法.

大会执行委员会成员为:

李大维教授(主席), 美国俄州立大学(The Ohio State University)

林闯教授, 清华大学(Tsinghua University)

张丽霞教授, 美国加利福尼亚大学洛杉矶分校(UCLA)

欢迎研究人员、专家、学生积极参加. 关于大会详情及注册信息请参见大会网页.

<http://www.sigcomm.edu.cn>.