

VS-OBR:一种无冲突虚同步光突发环网

姚明[■],文爱军,刘增基,鲍民权,宁波,毋丹芳

(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: 提出了一种利用光突发交换(OBS)技术组建 WDM 多波长光环网的新颖方案,称为“虚同步光突发环”——VS-OBR,该方案将数据信道划分为定长的数据突发时隙(DBS),并通过一种弹性偏置时间控制机制(ROTC)保持 DBS 与控制波长信道中的突发控制标签(BCL)的关联关系,实现数据信道上无冲突和丢失的媒质接入控制(MAC).对该方案中偏置时间调整代价、最大饱和吞吐率和时延等性能进行的理论分析和仿真研究表明 VS-OBR 不仅可行而且带宽利用率高.

关键词: WDM 光环网;光突发交换(OBS);媒质接入控制(MAC)

中图分类号: TN929.11 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2010)07-1511-06

VS-OBR: A Confliction-free Virtual Synchronization Optical Burst Ring

YAO Ming-wu, WEN Ai-jun, LIU Zeng-ji, BAO Min-quan, NING Bo, WU Dan-fang

(The State Key Laboratory on Integrated Services Networks, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

Abstract: A new method to build a WDM multi-wavelength optical ring with Optical Burst Switching (OBS) technology is proposed, which is named as 'Virtual Synchronized Optical Burst Ring' (VS-OBR). In VS-OBR the data channels are divided into length-fixed Data Burst Slots (DBS), and to achieve a confliction-free and lossless data channel Media Access Control (MAC) scheme, these DBSs are kept in correspondence with the Burst Control Label running in the control channel through a Resilient Offset-Time Control mechanism. The bandwidth penalty of ROTC adjustment, maximum throughput under saturated load and delay performances are analyzed using theoretical and simulation methods, showing the feasibility and high bandwidth efficiency of VS-OBR.

Key words: WDM optical ring; optical burst switching (OBS); media access control (MAC)

1 引言

随着用户需求的增长和 WDM 技术的成熟, WDM 环网将成为城域网宽带化的主要解决手段^[1,2]. 这些环网的周长一般在几十到几百公里,环上通常具有多个结点(称为分插复用器 ADM),并且结点间业务量逐渐增长^[1],这一特点使结点处理的业务多数是发给下游结点的过路(bypass)业务.因此,在波长数目大幅增加且单波长速率成倍提高之后,可以借鉴全光网络的概念,以直通(Cut Through)方式将过路业务直接传递到下游结点,无须上升到电域进行处理,以此来解决传统的基于电处理的 ADM 结点带来的带宽瓶颈问题.

WDM 环形光网的关键仍然是媒质接入控制技术 MAC^[3],现有技术多采用一个或多个工作在电域的控制波长信道来传输控制和识别信息,实现 MAC 功能.光纤中其它波长信道用于业务传送,相应称为数据信道.这

一控制信道和数据信道分离的特点与全光分组交换^[4],尤其是光突发交换 OBS^[5]技术有许多相似之处.环形拓扑下,在 OBS 中难以解决的突发冲突问题可以通过良好的 MAC 协议加以避免,因而 OBS 在环形网络拓扑中的应用研究一直受到重视^[5~10].

全光环网中的冲突主要来自两个方面:接收冲突,即环网上游数据在同一时段到达接收结点,在超过接收机数目时引起数据丢失;发送冲突,即上下游结点在相同时间段内选择同一波长发送数据而造成的光域碰撞.业已提出多种光环网 MAC 来解决此类问题. TIFR OBS 环网^[6]采用了基本的 OBS 控制协议,为避免接收冲突,该环网给每个结点分配一个固定的接收波长,这使其不能动态利用 WDM 环网带宽,且未能完全解决发送冲突. Only-Destination-Delay (ODD) 协议在结点中引入光纤延迟线 FDL 来消除控制信道和数据信道的时延不匹配,并在此基础上提出几种 VOQ 调度和 MAC 方法,例

如令牌 MAC, 但该协议发送波长分配方式固定, 也不能灵活利用带宽^[7]. 光突发传送环 OBT^[8]采用令牌和预约机制相结合的方式工作, 既较好的解决了发送冲突, 又避免了接收冲突, 其 VOQ 调度算法实现了结点内部服务质量区分, 但 OBT 控制较为复杂. LightRing^[9,10]采用每波长单令牌方式, 通过在令牌中记载链路可用信息来支持波长空间重用, 但由于每波长只有一个令牌, 波长链路占用时间必须是令牌环回时间的整数倍, 限制了其性能.

针对上述 OBS 环网的优缺点, 提出一种能动态带宽复用、实现空间重用并避免光域冲突的 OBS 环网方案. 研究表明该方案可以达到两倍的空间重用增益, 具有良好的丢失和时延特性, 支持可抢占优先级和多播, 且无须严格同步.

2 虚同步光突发交换环

该 OBS 环网方案中数据信道分成数据突发时隙 (DBS), 采用控制信道中的突发控制标签 (BCL) 来控制 DBS 的接入. DBS 与 BCL 之间的偏移时间 OT 可变, 因此被称为虚同步光突发交换环——VS-OBDR.

2.1 工作原理概述

VS-OBDR 由虚同步光突发分插复用器 (VS-OBADM) 结点和光纤链路构成. 每个光纤链路具有 $W+1$ 个波长, 其中 W 个波长作为数据突发信道, 1 个波长作为控制信道 (必要时可以采用多个控制信道). 定长、简短的 BCL 在环上的控制波长中传送, 指示数据突发的到达时刻. DBS 作为逻辑时隙首尾相连, 在整个环网数据波长上循环传播. BCL 通过偏移时间 (OT) 和波长编号维持与数据波长上 DBS 的一一对应关系. 结点通过 BCL 来识别、获取和使用 DBS. BCL 每经过结点都要进行电域处理, 但是 DBS 仅在目的结点进行电域接收, 并且该逻辑时隙并不在结点停留. 这样, OT 的更新与维护非常关键, 必须保证 BCL 超前于对应的 DBS 并留有充裕时间供结点进行相关设置. 图 1 为 BCL 和 DBS 之间一一对应, 并在环上循环流动的示意图.

每个结点收到 BCL 之后, 根据其中记录的 OT 时间, 可以预知相应 DBS 何时到达, 并根据 BCL 中的忙闲记录判断该 DBS 是否被占用. 因此, 结点可提前决定是利用该 DBS 发送数据、接收其所承载的数据还是让其在光域直接通过. 通过对 OT 的操作, DBS 的位置可以在保护范围内变动.

2.2 VS-OBADM 的结构

参照图 2, 每个结点上配备 W 个固定波长接收机和 T 个可调谐发送机 ($1 \leq T \leq W$), 用

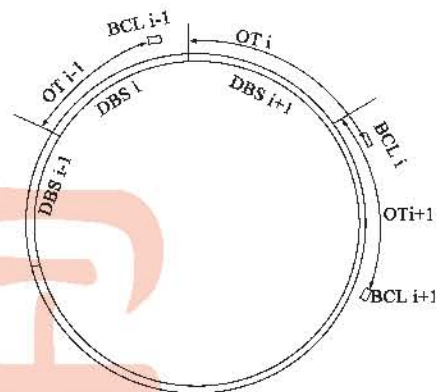


图1 VS-OBDR中DBS和BCL的对应关系

以接收和发送数据; 控制波长上使用一对专用收发机接收和发送 BCL. 发送单元中可调谐发送机 (TT) 可使用任意波长发送. 接收单元中每波长配备一个固定接收机, 以避免接收冲突.

到达结点的光路信号被分波器变为两路: 一路经波分解复用分离出控制波长和数据波长, 控制波长接收机接收 BCL 并将其送至控制处理模块, 进行 OT 和相关域值的更新等, 更新后即由控制信道固定发送机发射, 和数据波长上的上路数据再次复用到下行链路. 根据 BCL 中信息, 若到达的是本地下路业务则相应 DBS 中的数据会被突发接收器接收, 经解码、解封后将 IP 分组传给用户子网; 另一路经解复用后经过光开关矩阵再进入复用器. 光开关矩阵由 SOA 光开关组成, 受交换控制器控制. 两路复用后的信号在发送侧经光耦合器耦合. 来自用户的本地上路业务进入发送处理模块之后, 根据目的地址/优先级分别进入各自的输出队列进行突发组装. 图中调度/控制模块是 VS-OBADM 的核心, 它同时控制上路模块、下路模块以及 BCL 控制处理模块, 负责实现数据突发的组装、发送、接收以及 BCL 的处理等操作.

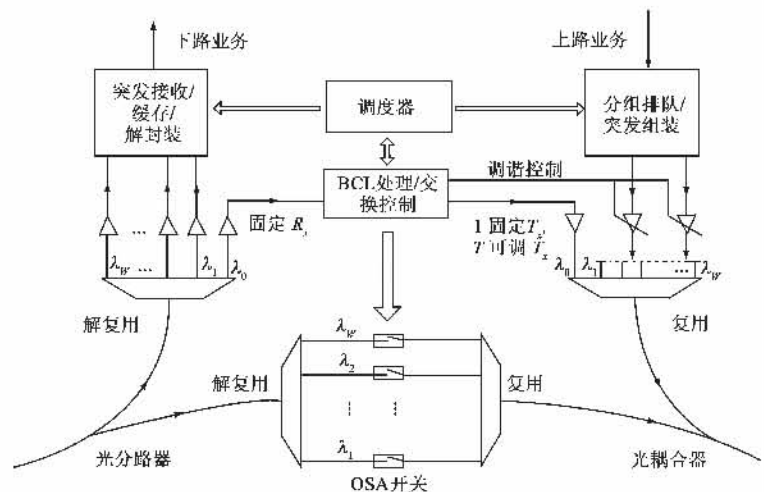


图2 VS-OBADM的功能结构

2.3 BCL 和 DBS 的格式

BCL 在控制波长采用异步方式传送,和 DBS 一样需要采取突发接收方式接收. VS-OBDR 中结点处理 BCL 的速度对整体性能有较大影响, BCL 应尽量简短. 图 3 给出了一种 BCL 格式, 其中各个信息域的含义和长度说明如下:

- PRE: 2 字节长前导序列, 供接收时快速同步并识别帧头;
- DBS ID: DBS 标识, 长度为 15 比特;
- I: DBS 占用指示比特, 置为 1 表示占用, 置为 0 表示空闲;
- H-CRC: BCL 头校验, 1 字节, 用于头部纠错和检错;
- lamda: 所在波长编号, 1 字节;
- DBL: Data Burst Length, 最小突发数据占用长度, 4 字节;
- OT: Offset Time, 对应 DBS 的时间偏移量, 4 字节;
- SRC: Source Address, 源结点地址, 1 字节;
- DST Bit Map: 目的结点地址比特码表, 其中的比特位对应各个结点, 置为 1 表示相应结点为目的结点. 采用比特码表便于实现多播协议. 长度为 2 或 3 字节, 根据环网规模而定;
- Pri: Data Priority, 数据优先级标识, 1 字节;
- CRC: BCL 校验, 4 字节, 用于 BCL 本身的差错控制.

上述格式的 BCL 总长度仅为 22 或者 23 字节. 由于长度固定, 无须定义长度域.

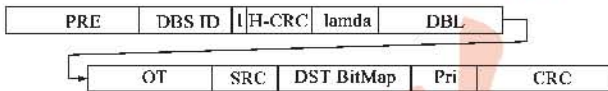


图3 BCL的格式

在 VS-OBDR 中, DBS 仅表示数据波长信道中一段可以利用的时间片断, 结点在所获 DBS 对应的的时间片发出组装好的数据突发. 因此 DBS 格式实际是指其间传送的数据突发的格式. 为支持高速传输, 图 4 中参考 OCBS^[11] 给出了一种数据突发格式. 为了消除依赖 OT 的定时不确定性, DBS 之间需要设置一定长度的保护带.

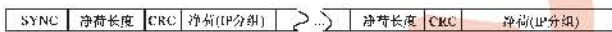


图4 逐分组封装的数据突发的格式

2.4 弹性偏移时间控制

随着 DBS 及其对应的 BCL 在控制信道上的循环, 每经过一个结点, OT 都会减小, 如果不采取措施, OT 会持续减小直至造成下游结点无法提前判断如何处置 DBS 并设置好光开关. 为了保持 DBS 与 BCL 之间的对应关系, VS-OBDR 采用弹性偏移时间控制 (ROTC) 对 BCL 和 DBS 之间的 OT 值进行调整, 使结点始终能根据 BCL 准确定位 DBS.

初始化时, 系统确定 DBS 和 BCL 对的数目和对应关系, 并设置两者之间的 OT 初值. 随着 BCL 不断在环中绕行, OT 会不断减小. ROTC 在 OT 减小到特定阈值时, 对 OT 增加 DBS 绕环传播一周的时间 (RPT). OT 最

小阈值的设定跟各个结点对 BCL 的处理速度相关, 设每个结点对 BCL 的延迟时间为 T_{in} , 目的结点接收、处理 BCL 并完成相应配置所需时间为 T_{id} , 结点数为 N , 则最小偏置时间阈值 OT_{thr} 可设为:

$$OT_{thr} = (N - 2) T_{in} + T_{id} \quad (1)$$

最小偏置时间阈值并不一定是 OT 的最小可能值, 结点仅在需要将收到 BCL 后实时计算出的 OT 值与最小阈值对比以确定是否需要进行 OT 调整. ROTC 偏置时间调整操作的具体步骤可以描述如下:

- 1) 在系统初始化时设定 OT 初值和最小 OT 阈值;
- 2) 每经过一个结点从 BCL 的 OT 域中减去处理时间;
- 3) 如果 BCL 状态为闲, 则检查 OT 值是否小于阈值, 若小于则 OT 自动加上 RPT, 将 BCL 的 OT 域更新;
- 4) 若 BCL 状态为忙, 则由目的结点检查 OT 值是否小于阈值, 若小于则 OT 自动加上 RPT, 作为新的 OT 值.

每个波长上的偏置时间调整操作相互独立. OT 增加光信号绕环传播一周的时间 RPT 后, BCL 仍可与原先的 DBS 保持对应. 执行上述操作后, 从结点收到 BCL 到相应 DBS 抵达之间最大时延约为 RPT, 在周长一般为几十到数百公里的环网中仍能满足绝大多数业务的时延要求. 代价是调整后的空 DBS 必须运行将近一周后才能到达获得 BCL 的结点, 造成一定的带宽浪费.

ROTC 的另一个任务是保证 DBS 之间准确定位. ROTC 根据连续接收到的 OT 以及 DBS 的标称长度持续监测 DBS 的间隔是否正确, 并通过修正 OT 使得 DBS 之间的位置偏差不超出保护带的范围.

2.5 结点工作过程

网络中的每个 VS-OBADM 结点接收来自接入网的用户 IP 业务, 根据业务的目的结点、服务类别等信息, 进入相应的待发队列. 结点在控制波长上收发 BCL, 根据 BCL 内容判断对应的 DBS 何时到达本结点、是否已经被占用、以及占用数据的优先级等, 然后决定本地数据的收发操作以及过路数据的光开关配置. 结合 ROTC, BCL 到达后结点进行的主要操作步骤可描述如下:

- a) 如果到达的 BCL 未被占用而且其 OT 大于最小门限, 检查本地发送队列是否有足够的待发数据. 若没有, 发出 BCL; 若有, 记载该空闲 BCL 对应的 DBS 到达时刻, 同时检查 DBS 持续时间内是否有可用的调谐发送器, 若没有可用的调谐发送器则放弃本次发送, 发出 BCL; 有可用的调谐发送器则修改 BCL 的相关域值 (I、DST、SRC 等) 之后发出 BCL. 根据本地时钟计数值, 等待 OT 时间之后, 发送数据到对应的 DBS 中. 在等待 OT 时刻的过程中, 如果突发长度未达到最大封装长度, 仍可以继续封装. 发送 BCL 时需从 OT 中减去处理时间.
- b) 如果到达的 BCL 未被占用并且其 OT 值小于最小门限, 则根据 ROTC 增加 RPT, 之后再检查本地队列是否有可

发数据,余同 α).

c) 如果到达的 BCL 已被占用,则判断该数据突发的目的地址是否本结点. 不是,只需修正 OT,转发 BCL 到下游紧邻结点,并根据记载的到达时刻提前配置好光开关,使得 DBS 从本地直接通过;是,则根据 BCL 中的信息预计对应的 DBS 到达时间并准备接收数据;检查 BCL 中 OT 值是否小于最小门限,若小于则加上 RPT;将 BCL 中的 DBS 占用标志域置为空闲. 此时如果本地发送队列中有待发数据,则仍可利用收到的 DBS 按照前述步骤发送数据;否则直接将空闲 BCL 发出.

d) 若接收结点负责 DBS 的位置监测和调整,则该结点根据记录的最近一次调整后该 BCL 中的偏置时间值,计算出 DBS 当前应该所处的位置,并将其与收到 BCL 之后,根据 BCL 接收时间和其中的 OT 计算得到的实际位置相比较. 若两者偏差超过某个特定门限,则记录该偏差,在下次收到同一 BCL 时根据该偏差调整 OT.

由于 DBS 通过 BCL 进行控制,若划分了业务优先级,高优先级突发可方便的抢占过路低优先级突发. 同时, BCL 与 DBS 的偏置时间与收发结点之间的相对距离无关,因此利用 BCL 格式中的目的地址比特, VS-OBR 也可以用很小的代价实现环上的多播服务. 限于篇幅, 本文对此不予详述.

3 性能分析

3.1 ROTC 偏置时间调整的带宽代价

仍然规定 T_n 为经过结点对 BCL 的延迟时间, T_{id} 为目的结点对 BCL 的延迟, 环上结点总数仍为 N . 由于 ROTC 并不是随时对偏置时间 OT 进行检测, 因此对于任意一个 DBS, 其执行 OT 调整操作前一刻的偏置时间值是一个小于最小偏置时间阈值 OT_{\min} 的随机变量, 用 OT_{\min} 表示. 偏置时间调整就是在原 OT 值上增加 T_{RPT} , 即 DBS 环回传播时间, 则调整后的新偏置时间 OT_{new} 为:

$$OT_{new} = T_{RPT} + OT_{\min} \quad (2)$$

新偏置时间决定该 DBS 多久之后会再次被调整, 设下次调整后 OT 为 OT'_{new} , 显然 OT'_{new} 与 OT_{new} 是相同的随机变量. 那么两次调整之间 OT 差值的期望为:

$$T_e = E[T_{RPT} + OT_{\min}] - E[OT'_{\min}] = T_{RPT} \quad (3)$$

T_e 实际上是 BCL 在两次调整之间, 在每一个结点上消耗掉的时间之和. 由于 VS-OBR 的特性, 接收结点和中间结点对 BCL 的时延相差不大, 因此, 假设 $T_n = T_{id} = T_n$, 那么 T_e 可供 BCL 在环上运行的周数 C 为:

$$C = T_e / NT_n \quad (4)$$

这 C 周中 BCL 对应的 DBS 可以被正常占用, 这之后 BCL 中进行一次 OT 调整, 致使 DBS 空转一周, 因而浪费带宽的比率 w_b 为:

$$w_b = \frac{1}{C+1} = \frac{NT_n}{T_e + NT_n} = \frac{NT_n}{T_{RPT} + NT_n} \quad (5)$$

式(5)说明最大带宽利用率由结点处理速度和环回时延(RPT)决定. 由于光传输速率高, BCL 长度短, 结点对 BCL 的时延相对于 RPT 很短, 带宽损失不大; 并且通过下面的分析可知, VS-OBR 的空间重用增益大大超过这一带宽损失.

3.2 最大饱和吞吐量

VS-OBR 中各结点根据 BCL 占用 DBS, 不存在数据发送冲突. 接收机的数目等同于数据波长数目, 也不存在接收冲突. 假设用户子网无阻塞, 则业务分组只可能因源结点的接收缓存溢出而丢失, 光路上没有丢失.

当环网输入的业务量超过其吞吐能力时, 环网将工作在饱和状态, 这时的输出业务总量即为 VS-OBR 的最大吞吐量. 假设结点有足够的缓存来容纳上路和下路用户业务. 业务量饱和时, 每段链路上都不存在空闲 DBS, 每个结点都只能利用到达本地的下路业务所腾出的 DBS 来发送数据. 设有 N 个结点, 每个结点上到达的用户分组业务均衡, 即去往环上 $N-1$ 个目的结点的概率相等. 在以上假设下, 每个结点能够发送数据的概率相等. 为便于分析, 此处不考虑偏置时间调整带来的带宽损失.

用符号 \ominus 表示模 N 减运算, 即, 若在环上任选一结点 N_i , 则其紧邻上游结点为 $N_{i\ominus 1}$, 次邻上游结点为 $N_{i\ominus 2}$, 以此类推, 而链路可以用两个相邻结点编号对来表示. 观察通过链路 $(i\ominus 1, i)$ 的任一 DBS, 如果该 DBS 发往目的结点 N_i 的概率为 $p_{dest, i}$, 那么根据前面的分析, 结点 N_i 可以获得的发送量 $A_i = p_{dest, i}$ (设数据链路总容量为单位 1). 在业务均衡假设下各个结点的发送量相同, 因而 $A_i = A_n$, $p_{dest, i} = p_{dest}$, 于是环网在饱和情况下的总吞吐量为:

$$A_o = \sum_{i=0}^{N-1} A_i = \sum_{i=0}^{N-1} p_{dest, i} = Np_{dest} \quad (6)$$

对于结点 N_i , 经过链路 $(i\ominus 1, i)$ 上到达 N_i 的 DBS 可能来自环上各个上游结点, 因此:

$$p_{dest, i} = \sum_{j=i\ominus k, k=1}^{N-1} p_{dest, i|src, j} p_{src, j} \quad (7)$$

其中 $p_{dest, i|src, j}$ 表示 DBS 来自结点 N_j 同时去往结点 N_i 的条件概率, $p_{src, j}$ 表示 DBS 来自结点 N_j 的概率. 在业务均衡情况下, 每个结点发出的业务将有不同的份额经过链路 $(i\ominus 1, i)$, 例如, 从 $N_{i\ominus 1}$ 发出的到达其它 $N-1$ 个结点的业务全部要经过 $(i\ominus 1, i)$, 从 $N_{i\ominus 2}$ 发出的只有 $N_{i\ominus 1}$ 之外的其余 $N-2$ 个目的地址的业务会经过 $(i\ominus 1, i)$, 以此类推, 对于 $N_{i\ominus N-1}$, 即单向环上距离 N_i 最远的下游紧邻结点, 其发出的业务中只有目的地为 N_i

的会经过链路 $(i \ominus 1, i)$. 因此,

$$p_{src\ j} = \frac{N-k}{(N-1) + (N-2) + \dots + 1} = \frac{2(N-k)}{N(N-1)}, j = i \ominus k \quad (8)$$

$$p_{dest\ i \ominus src\ j} = \frac{1}{N-k}, j = i \ominus k \quad (9)$$

将式(8)和式(9)代入式(7)中,可得:

$$p_{dest\ i} = \sum_{j=i \ominus k, k=1}^{N-1} \frac{1}{N-k} \frac{2(N-k)}{N(N-1)} = \frac{2}{N} \quad (10)$$

于是代入式(6)可得:

$$A_0 = Np_{dest} = 2 \quad (11)$$

即业务量饱和且业务均衡的情况下, VS-OBR 的最大吞吐能力为环路数据传输容量的两倍,说明 VS-OBR 的媒质接入控制方案具有很好的环网带宽利用率. 注意在一些特殊的非均衡业务到达模式下,总吞吐量可以超过此数值.

4 仿真分析

我们在 OPNet 平台上设计了仿真模型来进一步研究 VS-OBR 环网的性能. 仿真中环网由若干 VS-OBADM 结点和光纤链路组成. 结点通过接入链路和数据源结点相连. 数据源结点可以产生不同到达特性的用户 IP 分组流, VS-OBADM 结点根据 IP 分组的目的地址将其缓存到各个输出子队列. 当结点接收到空闲 BCL, 或者接收到目的地址为本结点的 BCL 并且根据调度算法判断本地某子队列有足够的分组发送时, 根据 BCL 中的偏置时间设置一个自中断并在修改 BCL 中相应域值后将 BCL 发出. 中断时间到达, 结点根据记录, 将相应子队列中的用户数据组装成数据突发, 在对应 DBS 时隙中发出. 子队列按照轮循(RR)机制服务, 当子队列中的数据超过最小组装门限, 并在发送时刻有可用的可调谐发送机时, 即可判断为数据准备好. 当用户分组到达结点时, 若缓存已满则被丢弃. 在实际仿真中, 为每一波长配置一个可调谐发送机, 以研究最佳性能并节省仿真时间.

4.1 饱和吞吐率的仿真结果

图 5(a)所示的是具有不同结点数目的 VS-OBR 的吞吐量极限测试结果. 环上每一段链路具有两个数据波长和一个控制波长, 每个波长工作在 2.5Gbps, 链路长度为 30km. 每个波长上的 DBS 时间长度恰好等于一段链路的传播时延, 不考虑保护带, DBS 可以容纳 375000bit 的用户业务, 并且令最小组装门限等于 DBS 的最大组装长度. 每个 BCL 在结点上的处理时延设为 0.1 μ s. 每个结点分配给每个目的结点的子队列的缓存容量为 10 倍的 DBS 比特长度. 为研究饱和和吞吐量, 采用定长 15000 比特, 到达间隔为负指数分布的分组. 仿真

结果表明, 在上述输入业务特性下, 输入总业务量小于 1.8 时, 丢失率为 0; 当输入总业务量接近 2 时, 丢失率略微增加; 当输入业务量超过 2 后, 丢失率迅速增加, 环上输出的总业务量不超过 2, 但是也不随输入业务量的增加而减小. 这与前面的理论分析相符.

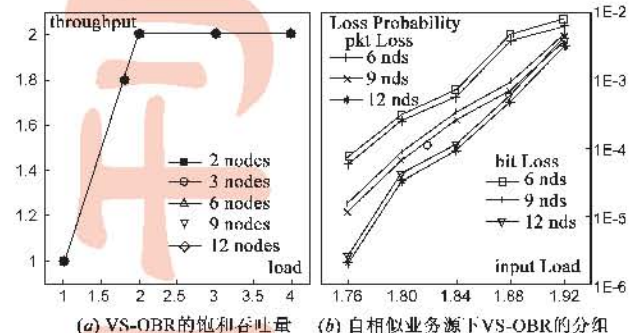


图5 (a) VS-OBR的饱和吞吐量 (b) 自相似业务源下 VS-OBR 的分组和比特丢失率

图5

4.2 自相似业务源下的丢失率和端到端时延

我们采用较接近实际网络业务特征的自相似业务源模型对 6、9 和 12 结点的环网进行了仿真实验. 仿真中的环网采用 8 个 2.5Gbps 的数据波长, 每链路长度仍然为 30km, 每个波长上的 DBS 数目、结点 BCL 时延和子队列缓存容量等均与饱和测试情况下相同; 为减少时延, 子队列数据突发最小组装门限设为 300000bit, 即 DBS 组装总长度的 0.8 倍. 自相似业务源使用大量 ON/OFF 期均为 Pareto 分布的 ON-OFF 源来合成^[12]. 仿真中采用 40 个 ON-OFF 源, 取 $\alpha = 1.6$, 产生的自相似业务流 Hurst 参数为 0.7. 自相似源产生的分组长度分布采用根据实际网络中 IP 分组长度统计^[14]确定的 4 种典型值: 40byte(56%), 1500byte(23%), 576byte(16.5%) 和 52byte(4.5%). 用户 IP 分组以均等概率发送到环上其它各个结点. 根据前面的饱和测试结果, 选择测试了 1.76 到 1.92 之间五个业务负载下的丢失和时延情况.

图 5(b)给出的是环网结点数分别为 6、9 和 12 时不同业务强度下环网的平均分组丢失率和平均比特丢失率. 总业务负载不变时, 随着结点数的增加, 每结点输入业务量减少, 同时输出子队列个数增加, 相当于缓存容量有显著增加, 造成丢失率明显下降. 图上还可以看到, 比特丢失率比分组丢失率大, 根据前面给出的四种固定长度 IP 分组各自所占比例, 容易得出长分组较短分组容易丢失的结论.

图 6 显示的是分组从进入接收缓存到到达目的结点所经历的端到端时延均值及标准偏差. 图中结果说明 VS-OBR 在业务负载接近极限时, 平均时延仍然只有几个毫秒. 同时, 随着结点数的增加, 平均时延和标准偏差都增大. 时延增大是由于上述仿真中链路数等于结点数, 导致环上的传播时延随链路数增多而增大; 并

且,由于各个结点分得的平均业务量更小,子队列数目更多,因而为达到组装门限所需的排队等待时间也相应增加.当业务量较轻时,各个子队列缓存基本可以及时得到发送服务,因此端到端时延的变化范围较小;当负载增加时,环上空闲的 DBS 数目减少,各个子队列获得发送服务的频度降低,因而时延会偏离平均值较远.

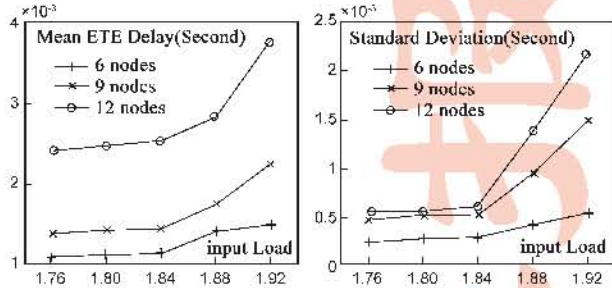


图6 自相似业务源下 VS-OBR 的时延及时延标准差

考虑到环网承载的业务量已经远远超过数据信道总传输容量,并且仿真中采用的是具有较大突发性的自相似业务源,上述仿真结果充分说明 VS-OBR 环网具有优良的性能.

5 结论

本文提出并讨论了一种基于 WDM 技术的新型 OBS 环网方案,称为“虚同步光突发环”——VS-OBR.该方案中使用的突发控制标签(BCL)结合了 OBS 中突发控制分组和令牌的功能,采取一种有效的弹性偏置时间控制(ROTC)方法,维持 BCP 与数据波长上的数据突发时隙 DBS 的对应关系,在无须 FDL 的情况下解决了数据信道与控制信道的时延不匹配问题.理论分析和仿真研究表明,由于空间重用,VS-OBR 的饱和吞吐量可以达到两倍的环路数据带宽.进而采用自相似业务源对不同结点数目的环网的丢失率和时延进行仿真研究,所获结果说明 VS-OBR 可支持较大容量的用户业务,具有很小的丢失率,并能满足用户业务的时延要求.

参考文献:

- [1] K V Shrikhande, et al. HORNET: A packet-over-WDM multiple access metropolitan area ring network[J]. IEEE J on Selected Areas in Commun, 2000, 18(10): 2004 - 2016.
- [2] K Bengi, et al. QoS support and fairness control in a slotted packet-switched WDM metro ring network[A]. GLOBECOM'01. IEEE[C]. San Antonio, Texas, 2001. 1494 - 1499.
- [3] M Jiang, et al. Medium access control protocol in metro optical ring[A]. Network Architectures, Management, and Applications, Proc. of SPIE, Vol. 5282[C]. 2003. 70 - 80.
- [4] 张治中, 雒江涛, 等. 一种新颖的全光分组交换节点结构及其性能分析[J]. 电子学报, 2004, 32(5): 713 - 717.

Zhang Zhi-zhong, Luo Jiang-tao, et al. On the design and performance analysis of a novel all-optical packet switching node architecture[J]. Acta Electronica Sinica, 2004, 32(5): 713 - 717. (in Chinese)

- [5] T Battestilli, et al. An introduction to optical burst switching[J]. IEEE Commun. Mag., 2003, 41(8): 510 - 515.
- [6] Y Arakawa, et al. Performance of optical burst switched WDM ring network with TFR system[A]. Proc. 1st IFIP Optical Networks & Tech. Conf. (OpNeTec)[C]. Toulouse, France, 22 - 27 August 2004. 95 - 102.
- [7] L Xu, et al. A simulation study of optical burst switching and access protocols for WDM ring networks[J]. Computer Networks 2003, 41: 143 - 160.
- [8] Y-L Hsueh, et al. Traffic grooming on WDM rings using optical burst transport[J]. IEEE J. Lightwave Tech., 2006, 24(1): 44 - 53.
- [9] J Cai. Lightning: an integrated WDM ring network solution for optical metropolitan area networks[D]. University of Texas at Dallas, 2001.
- [10] A Furnagalli, et al. A low-latency and bandwidth-efficient distributed optical burst switching architecture for metro ring [A]. Proc. IEEE Int. Conf., Commun., ICC'03. Vol. 2[C]. Anchorage, Alaska, USA, 2003. 1340 - 1344.
- [11] M Neuts, et al. Performance analysis of optical composite burst switching[J]. IEEE Commun. Letters, 2002, 6(8): 346 - 348.
- [12] 胡严, 张光昭. 重尾 ON/OFF 源模型生成自相似业务流研究[J]. 电路与系统学报, 2001, 6(3): 72 - 76.
- [13] Internet Core Router Test, The Challenge[EB/OL]. http://www.lightreading.com/document.asp?doc_id=4009.

作者简介:



姚明 ■ 男, 1975 年生. 2006 年于西安电子科技大学获得通信与信息系统工学博士学位. 目前在综合业务网络理论及关键技术国家重点实验室从事网络与交换技术方面的研究.
E-mail: mwyao@xidian.edu.cn



文爱军 ■ 男, 1968 年生. 西安电子科技大学综合业务网络理论及关键技术国家重点实验室副教授. 目前主要研究兴趣为通信网和光通信技术.
E-mail: ajwen@xidian.edu.cn