

时分-波分复用网络中的最短帧长算法¹

李一武 冯重熙

(清华大学电子工程系通信教研组 北京 100084)

摘 要 无源星形时分-波分复用 (TWDM, Time-Wavelength Division Multiplexing) 网络是一种前景广阔的大容量高速通信网络, 在任意业务量分布及任意可调光器件的调谐时间的条件下进行最短帧长设计是 TWDM 网络中的核心问题之一. 本文就这一问题提出了一种新型的算法 MTC, 与已有的算法相比, MTC 可以获得更优良的性能, 是一种高效的 TWDM 访问控制协议.

关键词 时分-波分复用, 最短帧长设计, 访问控制协议

中图分类号 TN913.2

1 引 言

波分复用技术为充分利用光纤的巨大带宽提供了有效途径, 成为下一代光纤通信系统的理想选择^[1]. 时分-波分复用 (TWDM) 网络中不要额外的传送控制信息的波长, 所有的波长都能用来传送数据. 这样, 一方面最大限度的利用了网络的波长资源, 另一方面使得网络中每个用户可以只需配一套可调光收发机. 鉴于光器件, 尤其是可调光器件价格高昂, 因此 TWDM 表现出诱人的价格优势. 此外, TWDM 网中每个时隙上都按事先定好的用户-波长对序列发送信息, 不再需要额外的控制信息, 因此硬件结构简单, 单位分组的开销小. TWDM 的上述优点非常符合大容量高速通信系统的要求, 具有广阔的发展前景.

TWDM 网早在 90 年代初期就得到广泛的研究^[2-6]. 但早期的文献中普遍假定 (1) 业务量在各用户及各波长间都均匀分布; (2) 网络中全部使用全频带可调光器件, 并且可调光器件的调谐时间忽略不计. 这两点假设在实际系统中都过于简单. 首先业务量在各用户和各波长间的分布一般是不均匀的, 这要求给业务量多的用户对分配更多的通信带宽. 此外, 受可调光器件技术的限制, 高速全频带可调光器件在近期内还难以进入实用阶段^[7], 尤其是在网络速率不断提高的今天, 单位分组的传输时间不断减少, 这时还要忽略可调光器件的调谐时间就更为困难. 针对上述问题, 近年来涌现出一种新型的访问控制协议^[8,9], 其核心内容是: 在一个具有任意业务量分布和任意可调光器件的调谐时间的 TWDM 网中, 假设每帧中各个时隙上都具有相同的用户-波长对发送时序, 寻找一个最佳的用户-波长发送序列, 使得 TWDM 网络的帧长最短.

最短帧长设计的典型代表是 M. S. Borella 等人提出的 TAA 算法^[9], 它以时隙为基础安排用户-波长对时序. 只有前一时隙上所有波长的源用户-波长对都设计完毕后才开始考虑下一时隙的传送时序. 每个时隙内按波长编号的升序依次安排数据传送, 并将优先级赋予业务量最重的源用户. 此外, 一个源用户一旦得到某个波长上的发送机会后, 将连续占用该波长直到其一帧内相应波长上的所有业务传送完毕. 通过这种方式, TAA 将用户的调谐次数减少到了最小限度, 有利于获得最短帧长. 例如, 假设现有一个 5 用户, 4 波长的网络, 网络中每个发送机的调谐时间为 3 时隙, 业务量分布如表 1 所示, 则 TAA 在每个时隙内都依次从 λ_1 到 λ_4 考虑安排合适的发送用户. 每次选择新的发送用户时, 都以不与前面已经安排好的用户-波长对冲突为前提, 从可选用户集中选择业务量最多的那个用户. 按 TAA 算法得到的时序表如表 2 所示. 它需要 25 个时隙组成一个发送帧, 其中每帧的最后 3 时隙是为了让用户 4 在连续两帧间完成发送机的调谐, 从前一帧的波长 3 调谐到下一帧的波长 4.

¹ 1999-02-23 收到, 1999-06-18 定稿

本文提出一种新型的基于时隙的算法，与 TAA 相比，它能更有效地安排波长-源用户发送序列，从而获得更短帧长。

表 1 网络业务量分布表

用户	波长			
	λ_1	λ_2	λ_3	λ_4
u_1	3	1	5	0
u_2	4	0	4	0
u_3	0	1	5	0
u_4	1	1	5	1
u_5	6	1	0	1

表 2 TAA 算法的时序表

t	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25
λ_1	5	5	5	5	5	5	2	2	2	2	4	0	0	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
λ_2	1	0	0	0	4	0	0	0	3	5	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
λ_3	3	3	3	3	3	1	1	1	1	1	0	0	0	2	2	2	2	4	4	4	4	4	0	0	0
λ_4	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	5	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

2 最短帧长的下界

考虑一个 W 个波长、 N 个用户的无源星形波分复用网络 (如图 1)，网络中每个用户只有一套收发机，其中发送机在所有 W 个波长的范围内连续可调，调谐时间为 t_f ；接收机固定调谐在某个特定波长。当 $N = W$ 时，每个用户都有一个特定的接收频率；当 $N > W$ 时，多个用户将共享同一接收频率。本文中假设第 i 用户的接收频率为 $i \bmod W, i \in [1, N]$ 。每个波长都按时分复用的帧格式发送信号。每帧长度固定为 L 个时隙。每个时隙的长度恰好传送 1 个单位的业务量。任意两帧都有相同的发送时序。网络具有任意的业务量分布，假设 $T = [t_{i,j}]$, $i, j \in [1, N]$ 为网络的业务量矩阵， $t_{i,j}$ 表示一帧内用户 i 发给用户 j 的业务量，取值为 $[0, S]$ 之间的任意整数。

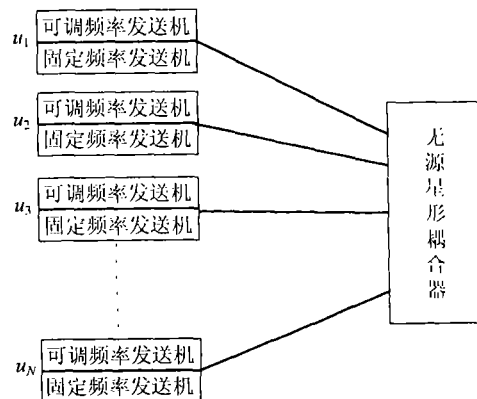


图 1 无源星形波分复用网络结构

为了便于下文的说明和比较，我们首先推导出在给定的用户业务量分布的条件下最短帧长的下界。根据收发机波长配置关系，很容易从 T 推导出源用户-发送波长的关联矩阵 $A = [a_{i,j}]$,

$i \in [1, N], j \in [1, W], a_{i,j} = \sum_{j+lW \leq N} t_{i,j+lW}, l = 1, 2, 3, \dots$, 表示一帧内用户 i 使用波长 j 发送的总业务量。设 b_i 为用户 i 在一帧内发送的业务总量, 即 $b_i = \sum_j a_{i,j}$ 。 k_i 表示用户 i 在一帧内需要使用的不同波长数, 即矩阵 A 中 $a_{i,j} \neq 0, \forall j \in j([1, W])$ 的个数; 则用户 i 在每一帧内所需的时隙数 u_i 为

$$u_i = \sum_j a_{i,j} + t_t t_i = b_i + t_t k_i. \quad (1)$$

(1) 式表明用户 i 在一帧内所需的时隙数由两部分组成: 一部分用于发送业务, 所需时隙为 b_i , 另一部分用于发送机调谐, 所需时隙为 $t_t k_i$ 。 如果 $u_i = u_j, \forall i \neq j$, 则称网络业务在源用户间均匀分布。从源用户的角度来看, 最短调谐帧长 L_{\min}^u 应不小于单个用户所需时隙数的最大值, 即

$$L_{\min}^u \geq \max_i(u_i). \quad (2)$$

设 c_j 为波长 j 的业务量, 它是波长 j 在一帧内所承载的业务总量, 即 $c_j = \sum_i a_{i,j}$ 。 如果 $c_i = c_j, \forall i \neq j$, 则称网络的业务在波长间均匀分布。为使波长 j 上的业务全部发送完毕, 最短帧长 L_{\min}^λ 应满足

$$L_{\min}^\lambda \geq \max_j \left(\sum_i a_{i,j} \right) = \max_j(c_j). \quad (3)$$

综合考虑 (2)、(3) 式, 可得最短帧长的下界 L_l 满足:

$$L_l = \max(L_{\min}^u, L_{\min}^\lambda). \quad (4)$$

本文所得的最短帧长的下界只考虑了业务量最繁重的用户和波长, 没有考虑多用户多波长之间发送时序的相互影响。符合 (1)-(4) 式的最短帧长下界的网络业务量分布有任意多种, 并不是在每种业务量的分布下最佳的时序表都可以达到这个最短帧长的下界。尽管如此, 这个下界至少在一定程度上表明了最佳帧长所能达到的一个极限, 因此, 下文中仍以该下界为基准来衡量各种算法的优劣。

3 最大时间预算算法

文献中已经证明最短帧长的设计是一个 NP 问题^[9], 因此本文仅提出一种新型的启发式算法来优化发送序列。本文称这种算法为最大时间预算 MTC(Maximum Time Cost) 算法。

MTC 沿用了 TAA 中的三个基本假设: (1) 只有在 t 时隙上所有波长都安排完合适的源用户后, 才开始考虑 $t+1$ 时隙的情形; (2) 一旦源用户获得某一波长 ω 上的发送权, 他将连续占用 ω 直到将一帧内 ω 上的所有业务发送完毕; (3) 后面安排的用户-波长对不能与前面已经安排好的用户-波长对发生冲突。如果某个时隙上选中用户-波长对 (u, w) , 则波长 w 应该没有为其他用户-波长对预先占用, 并且用户 u 在该时隙之前的 t_t 时隙内没有用其他波长发送数据。

MTC 与 TAA 的根本区别在于每个时隙上确定波长-源用户对的方法。TAA 将优先级给序号小的波长, 其次是同一波长上业务量重的用户。MTC 则将优先级配给当前状态下对帧长长度影响最大的用户。

设时隙 t 上业务量非空的集合为 $M(t)$, 用户 $i \in M(t)$ 的业务量分布于波长集 $\Phi_i(t) = \{\varphi_1^i, \varphi_2^i, \dots, \varphi_{\omega_i(t)}^i\}$ 中, $\omega_i(t)$ 为 $\Phi_i(t)$ 的波长数目。为叙述方便, 设 $\Phi_i(t)$ 中的业务量按降序

排列, 即 $a_{i,\varphi_j^i} \leq a_{i,\varphi_k^i}, \forall j \geq k$. 用户 i 从 t 时隙起还需要的最少时隙数为

$$\tau_i(t) = \sum_{j=1}^{\omega_i(t)} a_{i,\varphi_j^i} + t_t \omega_i(t), \quad (5)$$

$\tau_i(t)$ 称作用户 i 在时隙 t 上的时间预算. 同样, 将 $M(t)$ 表示成 $\{m_1, m_2, \dots, m_{u(t)}\}$, $u(t)$ 表示 t 时隙下 $M(t)$ 集合的大小, 其中 m_i 按 t 时隙上各用户的时间预算的降序排列, 即

$$\tau_{m_i(t)} \geq \tau_{m_j(t)}, \forall i < j. \quad (6)$$

我们将优先级分配给当前状态下时间预算最大的用户. 因为他在当前状态下对帧长影响最大. 首先选择 $M(t)$ 中序号较小的用户 i , 并在该用户中优先考虑 $\Phi_i(t)$ 中序号小的波长.

综上所述, MCT 确定用户-波长对时序的步骤如下:

- (1) 初始化时隙号 $t = 1$, 计算一帧内的总业务量 T , 生成用户集 $M(t)$, 及每个用户集 $\Phi_i(t)$;
- (2) 寻找 t 时隙下还未安排用户的波长集 Λ ;
- (3) 初始化用户序号 $i = 1$;
- (4) 初始化波长序号 $j = 1$;
- (5) 考察用户-波长对 $(m_i, \varphi_j^{m_i})$ 的用户和波长是否都可用. 如果波长 $\varphi_j^{m_i}$ 不可用, 即 $\varphi_j^{m_i} \notin \Lambda$, 则转入第 7 步考察同一用户的集合 $\Phi_i(t)$ 中的下一个波长. 否则, 转入第 6 步检查用户 m_i 是否也可用;
- (6) 如果用户 m_i 在区间 $[t - t_t, t - 1]$ 内除了 $\varphi_j^{m_i}$ 之外没有用其他波长发送过信息, 表明用户 m_i 在当前时刻可用, $(m_i, \varphi_j^{m_i})$ 为选定的用户-波长对, 并转入第 9 步, 否则转入第 8 步进一步考察集合 $M(t)$ 中的下一个用户;
- (7) j 增 1, 若 $j \leq \omega_i(t)$, 表示用户 m_i 在波长 $\varphi_j^{m_i}$ 上还有未安排的业务, 因此重复第 (5) 步; 否则:
- (8) i 增 1, 若 $i \leq u(t)$, 表示用户 m_i 当前还存在没有安排的业务, 转入第 (4) 步, 否则当前时隙下所有的用户都已经考虑完毕, 因此波长集 Λ 中所有剩余的波长在当前时隙都空闲. 转入第 (11) 步考察下一个时隙.
- (9) 修改变量: 设置区间 $[t, t + a_{m_i, \varphi_j^{m_i}} - 1]$ 上波长 $\varphi_j^{m_i}$ 都为用户 m_i 使用; 总业务量减去 $a_{m_i, \varphi_j^{m_i}}$; $\tau_{m_i(t)} = \tau_{m_i(t)} - a_{m_i, \varphi_j^{m_i}} - t_t$, 并根据修正后的 $\tau_{m_i(t)}$ 将 M 中的 m_i 调整到适当位置, 使 (6) 式依然成立; 从 Λ 和 Φ_i 中都删除 $\varphi_j^{m_i}$ 项;
- (10) 如果 Λ 为空, 表明 t 时隙下所有的用户-波长对都已确定, 转入第 (11) 步, 否则转入第 (3) 步继续寻找当前时隙的下一个用户-波长对.
- (11) 时隙号 t 增 1. 如果总的业务量 T 为 0, 算法结束, 否则转入第 (2) 步.

上述算法的第 (2) 步排除了所选用户-波长对 (u, w) 中 w 为其他用户-波长对预先占用的情况; 第 (6) 步则保证 u 能从前一次发送的波长调谐到 w . 此外, 我们从第 (7), (8) 步的双重循环可以看出, MTC 将具有最大时间预算的用户置于最高优先级, 其次才考虑业务量的多少, 这正是 MTC 的最大特色.

同样考察前言中的例子. 为便于说明, 我们设时序表中 $S_i(t) = j$ 表示在 TWDM 帧结构中的第 t 时隙上波长 λ_i 为用户 u_j 所用, 若 $j = 0$ 表示在 TWDM 帧结构中的第 t 时隙上波长 λ_i 空闲. 又设符号 $S_i(t_1 \rightarrow t_2) = j$ 表示在 TWDM 帧结构中从第 t_1 时隙到第 t_2 时隙波长 λ_i 都为用户 u_j 所用.

首先考虑为第 1 时隙上所有波长选定发送用户。根据业务量分布表, 可得 $\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\}$, $M(1) = \{u_4, u_1, u_5, u_2, u_3\}$, 因为 u_4 的波长分布集 $\Phi_{u_4}(1) = \{\lambda_3, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_4\}$, 故第一个选定的用户-波长对是 (u_4, λ_3) , 它们连续使用 4 个时隙, 即 $S_3(1 \rightarrow 5) = 4$; 接下来 u_4 所需的时隙减少到 12, 因而 $M(1)$ 调整成 $\{u_1, u_5, u_2, u_4, u_3\}$, 所以现在轮到为 u_1 配备合适的波长。考虑到 $\Phi_{u_1} = \{\lambda_3, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_4\}$, 其中 λ_3 已为 u_4 所用, 因此 u_1 在第 1 时隙只能用 λ_1 发送, 占用 3 时隙, 即 $S_1(1 \rightarrow 3) = 1$; 类似地可得 $S_2(1 \rightarrow 1) = 5$ 。这时 $\Lambda = \{\lambda_4\}$, 但是 λ_4 上有业务的用户在时隙 1 都已经安排了其他波长的发送, 所以 $S_4(1) = 0$ 。

第 2 时隙开始时, $\Lambda = \{\lambda_2, \lambda_4\}$, $M(t) = \{u_2, u_5, u_1, u_4, u_3\}$, 其中 u_1, u_4 已预先安排了业务发送, u_5 尚处于发送机调谐阶段, 至少要再过 3 个时隙才能用新的波长发送信息, 因而在第 2 时隙只有 u_2 和 u_3 处于考虑的范围, 因此有 $S_2(2 \rightarrow 2) = 3$, $S_4(2) = 0$ 。按照同样的方法, 可以得到全部的时序表, 如表 3 所示。表中第 20 时隙的存在是为了让 u_4 能在连续两帧的传送中从 λ_4 调谐到 λ_3 。

值得一提的是, 由第 2 节我们可以得到这个在本文所举例子的网络参数下最短帧长的下界是 20 时隙/帧。因此本例中, MTC 得到了一种最佳时序表。

表 3 MTC 算法的时序表

t	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
λ_1	1	1	1	2	2	2	2	0	4	5	5	5	5	5	5	0	0	0	0	0
λ_2	5	3	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	4	0	0	0	0	0	0	0
λ_3	4	4	4	4	4	3	3	3	3	3	1	1	1	1	1	2	2	2	2	0
λ_4	0	0	0	0	5	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	4	0	0	0

4 性能模拟与比较

本文就 MTC 和 TAA 两种算法的帧长长度进行了计算机模拟和性能比较, 模拟中假设业务在波长间的分布不均匀。用 S 表示任意一个用户-波长对之间的业务量的最大值, 则我们假定序号处于前面 $1/3$ 的波长上各用户的业务量均匀分布于 $[0, S/3]$ 之间, 序号为中间 $1/3$ 的波长上各用户的业务量均匀分布于 $[0, 2S/3]$ 之间, 序号为最后 $1/3$ 的波长上各用户的业务量均匀分布于 $[0, S]$ 之间。下文图中 (2), 图 (3) 比较了各种网络参数变化时, 两种算法所得帧长与最短帧长的下界的差异, 图中用 $d\%$ 表示两者相差的百分数。所有的模拟结果置信度为 95%, 精确度高于 95%。

图 2 是发送机调谐时间变化时帧长差的比较图, 网络参数为 $N = 15$, $W = 9$, $S = 10$, $t_i = 0 - 22$ 。从图中可以看出当调谐时间较短和调谐时间特别长时, 两种算法都能接近最短帧长。因为这两种情况下, 两种算法都几乎总是选中优先级最高的用户-波长对。但是如果调谐时间与分组长度比较接近时, 如为分组长度的 $1/3-3$ 倍时, 由于调谐时间的限制, 当最高优先级的用户-波长对 (u, w) 可以发送时, w 已为其他用户使用, 同时 u 又可能会选用另一个业务量小的空闲波长发送, 这样, 优先级高的用户-波长对常常不能比优先级低的用户-波长对先安排, 所以, 难以获得最短帧长。尽管如此, 当调谐时间变化时, MTC 的帧长差始终优于 TAA。在本文所示的例子中, MTC 与最短帧长的下界差的最大值只有 3.637%, 而 TAA 则高达 10.799%。

图 3 是网络用户数变化时帧长差的比较图, 网络参数为 $N = 12 - 48$, $W = 12$, $S = 20$, $t_i = 10$ 。在图 2 中, 帧长差首先随用户数增大而上升, 达到峰值后, 又逐渐下降, 直到趋于 0。尽管两种算法有很大区别, 但都有一个共同的特点, 即每次发送安排都相当于将用户-波长对分成多个优先级层, 同一层内又有多个优先级。当某个优先级高的用户-波长对 (u, w) 因为用

户发送机的调谐而失去中选机会时, 经过一个调谐时间的间隔后, 它又可能因为波长 w 已为其他用户占用而落选, 根据算法, u 还可能会选择另一个空闲波长发送, 因而 (u, w) 还需等下一次用户空闲并调谐完毕才可能有机会。这就出现高优先级的用户-波长对等待低优先级的用户-波长对的现象, 使得帧长不能达到最佳。用户数从很少的时候开始增加时, 等待安排的优先级层次和各层次上的优先级组的用户-波长对数目从无到有, 逐渐增多, 上述现象不断恶化, 帧长差日益明显。当用户数增加到一定程度后, 情况出现了新的变化, 这时新增用户时, 不是增加优先级组的数目, 而是增加其中的用户-波长对数目, 因此, 即使其中某个用户-波长对落选, 同一优先级组的其他用户-波长对照样可以中选, 从总体上看, 依然选中了最高优先级的用户-波长对, 所以, 帧长差不断减少。尽管两种算法受用户数的影响帧长差有类似的变化趋势, 但我们提出的算法与最短帧长的下界之间具有小得多的最大差值。在本文所举例子中, MTC 与 L_{\min} 的最大差值只有 4.789%, 而 TAA 则高达 19.836%。

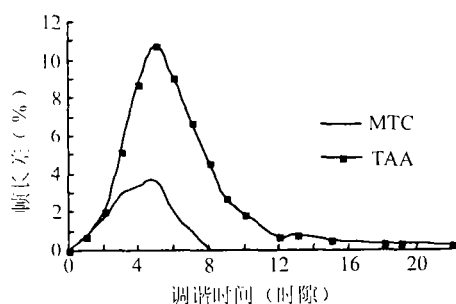


图2 帧长差受调谐时间的影响
($N = 15, W = 9, S = 10$)

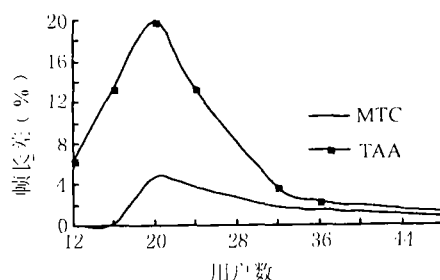


图3 帧长差受用户的影响
($N = 12, t_r = 10, S = 20$)

5 结 论

本文针对无源星形 TWDM 网络提出了一种新型的最短帧长的设计算法 MTC, 这一算法的核心思想是将最高优先级赋予时间预算最大的用户, 并尽量选择这一用户上业务量最多的波长。计算机模拟结果表明, MTC 算法所得帧长受网络参数的影响特性与 TAA 比较接近, 但是取得了更小的帧长。通常 MTC 与最短帧长的下界之差的极大值小于 5%, 而 TAA 却可能高达 20%, 可见 MTC 是一种更为有效的最短帧长设计算法。

参 考 文 献

- [1] Paul E Green, Jr. Optical networking update. IEEE J. on Selected Areas in Communications, 1996, SAC-14(5): 764-779.
- [2] Mukherjee B. WDM-based local lightwave networks-part I: Single-hop systems. IEEE Network Magazine, 1992, 6: 12-27.
- [3] Bogineni K, Sivalingham K M, Dowd P W. Low-complexity multiple access protocols for wavelength-division multiplexed photonic networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1993, SAC-11: 590-604.
- [4] Chipalkatti R, Zhensheng Zhang, Acampora A S. Protocols for optical star-coupler network using WDM: Performance and complexity study. IEEE J. of Selected Areas on Communications, 1993, SAC-11(4): 579-589.
- [5] Larrhuis J H, Koonen A M J. An efficient medium access control strategy for high-speed WDM multiaccess networks. Journal of Lightwave Technology, 1993, 11(5/6): 1078-1087.

- [6] Duanyang Guo, Yechiam Yemini, ZhenSheng Zhang. Scalable high-speed protocols for WDM optical star networks. INFOCOM, 1994, 1544–1551.
- [7] Borella M S, Jue J P, Banerjee D, *et al.* Optical components for WDM lightwave networks. Proc. IEEE, 1997, 85(8): 1274–1307.
- [8] Choi H, Choi H A, Azizoglu M. Efficient scheduling of transmissions in optical broadcast networks. IEEE/ACM Trans. on networking, 1996, 4(6): 913–920.
- [9] Borella M S, Mukherjee B. Efficient scheduling of nonuniform packet traffic in a WDM/TDM local lightwave network with arbitrary transceiver tuning latencies. IEEE J. on Selected. Areas communications, 1996, SAC-14(5): 923–934.

A MINIMUM FRAME LENGTH SCHEDULING FOR TWDM NETWORKS

Li Yiwu Feng Zhongxi

(Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract Passive-star Time-Wavelength Division Multiplexing (TWDM) is an attractive technology suitable for very high speed large capacity communication. One of its key issues is to find a minimum frame length with arbitrary traffic pattern and arbitrary tuning latencies. This paper presents a new algorithm named MTC for this issue. The simulation results show that MTC achieves better performance than previous scheme. It is an efficient media access protocol for TWDM networks.

Key words TWDM, Minimum frame length scheduling, Medium access protocol

李一武 女, 1970 年生, 博士后, 主要研究方向为波分复用网络以及接入网.

冯重熙 男, 1930 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为传输网.