

WDM 网络中实时组播的分布式路由与波长分配算法

黄传河¹ 陈莘萌¹ 贾小华²

¹(武汉大学计算机学院, 武汉 430072)

²(香港城市大学电脑科学系)

E-mail: hwanghe@public.wh.hb.cn

摘要 在 WDM 网络中, 由于每条链路上可用波长是动态变化的, 在考虑波长转换延迟时间的条件下, 实现实时组播连接的路由与波长分配是十分困难的。该文提出了一种用于建立实时组播连接的分布式路由与波长分配算法。该算法将路由与波长分配统一进行, 大大减少连接的建立时间。组播路由算法以 Prim 最小生成树算法和 K-度宽度优先搜索方法为基础, 生成一棵满足给定延迟时限的最小成本树。波长分配使用最少波长转换和负载平衡策略。

关键词 WDM 网络 路由与波长分配 组播路由 延迟限制路由

文章编号 1002-8331-(2003)03-0172-05 文献标识码 A 中图分类号 TP393; TP301.6

A Distributed Routing and Wavelength Assignment Algorithm for Real-time Multicast in WDM Networks

Huang Chuanhe¹ Chen Xinmeng¹ Jia Xiaohua²

¹(Computer School, Wuhan University, Wuhan 430072)

²(Department of Computer Science, City University of Hong Kong)

Abstract: Routing and wavelength assignment for online real-time multicast connection setup is difficult due to the dynamic change of availabilities of wavelengths on links and the consideration of wavelength conversion delay in WDM networks. This paper presents a distributed routing and wavelength assignment algorithm for the setup of real-time multicast connections. It integrates routing and wavelength assignment as a single process, which greatly reduces the connection setup time. The multicast routing algorithm is based on Prim's MST (Minimum Spanning Tree) algorithm and K-restricted breadth-first search method, which can produce a sub-minimal cost tree under a given delay bound. The wavelength assignment uses least-conversion and load balancing strategies.

Keywords: WDM Networks, Routing and Wavelength Assignment, Multicast Routing, Delay Bound Routing

1 引言

WDM (wavelength division multiplexing) 将光纤的带宽分为互不重叠的并行通道, 每个通道使用一个波长传输信号。WDM 是充分利用网络带宽的关键技术。WDM 网络是面向连接的技术, 在数据传输前, 必须在通信双方之间建立连接。在 WDM 网络中建立连接包括路由选择和波长分配两个过程, 简称为 RWA (Routing and Wavelength Assignment)。

组播是一种组通信机制, 其发送者(源节点)将消息同时发送给一组接收者(目的节点)。实时组播是一类特定的组播形式, 要求在组播请求到达后尽快建立组播连接, 同时, 在所建立的连接中从源节点到任一目的节点的延迟时间不超过给定的时限。实时组播在现代计算机网络中有广泛的应用, 例如电视会议、多媒体教学、视频点播(VOD)、分布式数据库同步更新等。

建立实时组播的路由就是找到一颗以源节点为树根, 包含所有目的节点的路由树, 并且从源节点(树根)到任一目的节点(树叶)的传输时间不超过给定的时限, 路由树的总成本最小。

寻找这种路由树的问题是 NP-hard 问题, 现已有一些启发式方法^[1]。

在 WDM 网络中建立实时组播连接的主要困难是:

(1) 每个网络节点只知道与其相连的链路上可用的波长, 没有任何节点具有全网的拓扑结构或可用波长的信息。

(2) 只有当路由请求到达一个节点时, 才知道是否需要进行波长转换, 而波长转换时间是不可忽略的, 可能会使所选路径超过延迟时限而无效。

(3) 延迟和成本因素是相互独立的, 具有最小成本的路径可能具有很长的延迟, 反之亦然。

该文提出了一个在 WDM 网络中建立实时组播连接的分布式路由与波长分配算法。该算法首先构造一棵最小成本树连接满足延迟限制的目的节点。对没有连入最小成本树的节点, 利用 K-度宽度优先搜索算法构造一棵最短延迟树, 使其包含所有其余目的节点。然后, 将两棵树合并成一棵统一的树。该算法的优点是:

作者简介: 黄传河, 副教授, 博士, 主要研究方向: 计算机网络、分布并行处理。陈莘萌, 教授, 博导, 主要研究方向: 分布并行处理, 新型计算机理论。

贾小华, 博士, 博导, 主要研究方向: 计算机网络、分布并行处理。

(1)它是完全分布式的,路由与波长分配只根据该节点的信息完成。

(2)在建立组播连接时尽量避免波长转换。

(3)所构造的树在满足延迟时限的条件下具有接近最优的成本。

2 问题定义

网络用无向图 $G(V, E)$ 表示,其中 V 为节点集, E 是光纤链路集。每条链路 (i, j) 有 3 个参数:

(1) $\sigma_v \subseteq \{1, 2, \dots, W\}$ 表示链路 (i, j) 上当前可用波长的集合。

(2) c_{ij} 表示使用链路 (i, j) 的成本。

(3) d_{ij} 表示链路 (i, j) 的延迟时间。

链路 (i, j) 上的可用波长是动态变化的,只有与此链路相连的两个节点确切知道当前 σ_v 的值。在建立连接时,为该连接的每一链路分配一个当前未被使用的波长。被分配的波长一直被占用,直到通信结束连接被终止。

在一条路径上的通信延迟包括链路延迟和波长转换时间两部分。链路延迟 d_{ij} 表示信号从节点 i 经链路 (i, j) 到达节点 j 所需的时间。波长转换时间 $d_i^c(\lambda_x, \lambda_y)$ 表示节点 i 将波长 λ_x (输入波长)转换为波长 λ_y (输出波长)所需的时间。假定所有节点完成任何两个波长之间的转换所需时间是相同的。如果没有进行波长转换,即 $\lambda_x = \lambda_y$, 则 $d_i^c(\lambda_x, \lambda_x) = 0$ 。同时假定每个节点具有一个全波长转换器,即将任一波长转换为任一其它波长。

考虑建立组播连接的实时请求 $R = (s, D, \Delta)$, 其中 s 是源节点, D 是目的节点集合, Δ 是延迟时限值。组播连接是一棵树 T , T 的总成本定义为:

$$COST(T) = \sum_{(i,j) \in T} c_{ij} \quad (1)$$

令 $P(u, v)$ 表示树 T 中从节点 u 到节点 v 的路径, 则从树中节点 u 到 v 的延迟 $DELAY(u, v)$ 定义为:

$$DELAY(u, v) = \sum_{(i,j) \in P(u,v)} d_{ij} + \sum_{i \in P(u,v)} d_i^c(\lambda_x, \lambda_y) \quad (2)$$

从树根 s 到任意节点 v 的延迟记为 $DELAY(s, v)$, 树 T 的延迟定义为:

$$DELAY(T) = \max\{DELAY(s, d), \forall d \in D\} \quad (3)$$

延迟时限条件可以表述为:

$$DELAY(T) \leq \Delta \quad (4)$$

该文所考虑的问题是设计一个分布式的路由和波长分配算法来构造一棵波长路由树,使得该树在满足公式(4)定义的条件下成本尽可能小。

3 相关研究成果

最小成本树是 Steiner 树,加上延迟限制后,寻找带延迟限制的 Steiner 树是 NP-hard 问题^[7]。关于构造最优组播树的研究已有一些结果^[7,8],但这些结果并不能直接用于 WDM 网络。

目前关于 WDM 网络的路由与波长分配的研究主要是针对点到点通信的。如 J.Spath 提出了几种路由策略^[1], X.Jia 等提出了一种针对静态请求、旨在使波长转换最少的 k-cut 方法^[2]。

在 WDM 网络中,路由算法应以链路上当前可用波长为基础。L.H.Sahasrabudhe 提出的光树概念^[3], Li^[4], P.K.Pankaj^[5]分别提出的计算需要最少波长数的路由树的方法, X.Jia 等提出的

一种为一组静态组播请求分配路由的算法^[6],都为组播路由与波长分配问题提供了有益的借鉴。

但所有这些关于 WDM 网络的研究,都是将路由(构造树)与波长分配作为独立的过程对待,或者假定网络状态、参数是静态不变的或具有特定的拓扑结构。对一般的 WDM 网络上的组播,它们并不适用。

4 分布式算法

4.1 算法基本思想

该文所提出的分布式算法是一种发送者主动算法。它由两部分组成: GenCtree 和 GenDtree。GenCtree 以 Prim 的 MST 算法为基础,构造一棵最小成本树 Ctree。其工作过程是:每次选取一个离树最近(按成本计算)的节点,如果其延迟满足约束条件,则将其加入到树中。如果 GenCtree 能将所有目的节点加入到 Ctree 中,则算法终止。否则,调用过程 GenDtree 将那些不能满足延迟约束的目的节点构成一棵最短延迟树 Dtree。GenDtree 采用 K-度宽度优先搜索算法。

构造 Ctree 和 Dtree 后,将其合并为一棵树。在合并时,可能会产生回路。因此必须消除 Ctree 中的某些边以保证树的性质,同时满足延迟条件。

4.2 数据结构与记号

算法所用的主要数据结构和记号有:

路由表 CRoutab、DRoutab:每个节点都保存有成本路由表 CRoutab 和延迟路由表 DRoutab。路由表中的项 CRoutab[d]/DRoutab[d]表示到达目的节点 d 的最小成本/最小延迟及其可能的输出链路,其中第一个链路为主链路,其余链路为候选链路。路由表可以使用距离向量路由算法计算得到。

目的节点到树的距离:在构造树时,为每个目的节点记录一个三元组 $\langle treenode, dest, dist \rangle$, 用于跟踪每个目的节点到已经构造的树的最短距离。 $\langle treenode, dest, dist \rangle$ 表示到目的节点 $dest$ 的最短距离是 $dist$, 它通过树上节点 $treenode$ 连接到树中。

可用波长链路数 $NL(\lambda)$:每个节点记录与其关联的链路上的可用波长。 $NL(\lambda)$ 表示与此节点相关联的链路中波长 λ 可用的链路总数。

4.3 Ctree 的构造

源节点启动 GenCtree。源节点首先利用 CRoutab 选择最近的节点加入到树 Ctree 中。为了找到从源节点 s 到所选取的目的节点的正确路径, s 选择通往该目的节点、具有可用波长的一条输出链路。如果主链路没有可用波长,就选择一条候选链路。然后通过所选择的链路向下一个节点发送一个 CFIND 消息。下一节点收到 CFIND 消息后,使用相同的方法选取通往选定的目的节点的输出链路,直到到达目的节点。CFIND 消息在传递过程中收集从所构造的部分树到其它目的节点的最短路径的信息。CFIND 消息所到达的目的节点通过所收集的三元组信息负责选取下一个加入到树 Ctree 中的目的节点 $dest$ 及其相应的在树上的连入节点 $treenode$, 然后向该树节点发送一个消息, 由该树节点启动路径 $\langle treenode, dest \rangle$ 的建立过程。每当 CFIND 消息到达一个目的节点, 该目的节点就负责选择下一个连入树 Ctree 中的目的节点。如果一个目的节点因为违反延迟条件而不能加入到树中, 则首次发现这一条件的节点负责选择一个新的目的节点, 并通知其进行相应的操作。这一过程重复进行直到没有目的节点可以加入到树中, 这时, 调用 GenDtree

过程。

GenCtree 用于选择目的节点的标准是最小成本。树 Ctree 与目的节点 d 之间的最小成本距离定义为:

$$DIST(Ctree, d) = \min\{COST(t, d), \forall t \in Ctree, d \in D-Ctree\} \quad (5)$$

选取最短路径上的第一个链路作为输出链路。如果该链路不满足波长或延迟约束条件,则依次测试其余的输出链路。设所选链路的远端节点为 v , 则从源节点 s 经 v 到达 v 的邻节点 w 的延迟 $DELAY(s, w)$ 定义为:

$$DELAY(s, w) = DELAY(s, v) + d_{vw} + d_v^f(\lambda_v, \lambda_w) \quad (6)$$

该延迟在节点 v 进行计算并测试。

如果试探失败,发现失败的节点负责通知源节点,然后另外选取一个目的节点开始其连入树的操作,同时释放为失败的路径所预留的资源。

选择输出链路的节点负责为所选择的输出链路分配波长。当为输出链路选择波长时,与输入链路上相同的波长具有最高优先级。如果该波长不可用,则选择具有最大 $NL(\lambda)$ 值的波长。

4.4 Dtree 的构造

GenDtree 以源节点 s 为树根,将所有没有包含在 Ctree 树中的目的节点连接起来构造一棵最短延迟树 Dtree。在构造 Dtree 时,GenDtree 需考虑三个因素:

(1)当最短延迟树存在时,GenDtree 必须能够以很高的概率构造成功;

(2)GenDtree 必须简单、执行速度快,以便能快速完成组播连接的建立;

(3)所构造的延迟树 Dtree 应该易于与成本树 Ctree 合并。Dtree 和 Ctree 可能有公共链路和节点,合并可能会产生回路。

为加快 Dtree 的构造过程,GenDtree 使用 K -度宽度优先搜索策略,以分布式方式来寻找从源节点到目的节点的最短延迟路径。

GenDtree 以并行方式运行。对剩余的每个目的节点 d ,源节点 s 从 DRoutab[d]中的每个输出链路上发送 DFIND 消息。在每个中间节点,最多选取 K 条输出链路转发 DFIND 消息,以减少网络中消息的数量和预留的波长数量。DFIND 消息按此规则转发,直到选定的目的节点被连入 Dtree 树中,或者是因不能满足延迟条件或无可用波长而终止。

在中间节点 v ,选取到达目的节点 d 的输出链路的标准是到达 d 的最小延迟。 v 选取下一个节点 w 的评价函数为:

$$f(w) = \begin{cases} DELAY(v-w, d), & DELAY(s, v) + DELAY(v, d) + d_v^f(\lambda_v, \lambda_w) \leq \Delta \\ \infty, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (7)$$

当 DFIND 消息第二次到达一个节点时,GenDtree 采取下述方法处理重复的消息:

(1)如果此节点先前收到过 DFIND 消息,并且当前收到的 DFIND 消息与先前的 DFIND 消息来自不同的输入链路,则在两条输入链路中选择具有较长输出延迟(离开延迟,而非输入延迟即到达延迟)的链路从树中删除。

(2)如果此节点的一个或多个子节点及其链路已经由先前的 DFIND 消息加入到树 Dtree 中,但当前的 DFIND 消息没有选择它们加入到 Dtree 中,则 GenDtree 计算到这些邻节点的延迟以决定是否将它们保留在 Dtree 中。决定取舍的标准是新的延迟(当前 DFIND 消息计算结果)是否比原延迟小。当 Dtree 的一条旧链路被确定删除时,该链路以后的子树一同被删除。

(3)每个成功加入到 Dtree 的目的节点向源节点发送一个

DFOUND 消息,以通知源节点当前的进展状况。

GenDtree 使用的波长分配策略为:

(1)如果所选择的链路已经是 Ctree 的一条链路,则使用在 Ctree 中已分配的波长。

(2)如果所选择的链路已经是 Dtree 的一条链路,则可以根据需要重新分配波长。

(3)如果所选择的链路是一条新链路,则按 GenCtree 的分配策略进行分配。

4.5 Ctree 和 Dtree 的合并

Ctree 和 Dtree 建立之后,需要将它们合并为一棵单一的树。源节点 s 沿 Ctree 和 Dtree 的所有链路发送一个 MERGE 消息开始合并操作,该消息被逐节点地进行处理,直到到达目的节点。合并算法可简述为:

(1)如果 Ctree 和 Dtree 在节点 x 相交,并且分属于 Ctree 和 Dtree 的输入链路不同,则去掉 Ctree 的输入链路。Ctree 中 x 的所有后继节点重新计算延迟时间。

(2)如果沿合并的新树的路径不满足延迟条件,则算法失败终止。

(3)如果 Ctree 的一条链路被删除,则 Ctree 中的前驱链路沿通向树根的方向逐一被删除,直到到达一个目的节点或 Ctree 与 Dtree 的相交节点。

4.6 算法分析

定理 1:所构造的树包含源节点和所有目的节点,并且满足约束条件(公式(4)),同时具有接近最小的成本。

证明:显然,所构造的树包含源节点和所有目的节点。

算法的每一步往树中增加一条链路及对应的对端节点,从源节点 s 到新增加节点的路径延迟不超过延迟时限。所以从源节点到达每个目的节点的路径延迟都满足延迟约束条件(公式(4))。

由于 GenCtree 每次增加一条最小成本的路径到树中,因此每次加入到树中是从树到目的节点的最小成本路径。只有 GenDtree 增加的路径不具有最小成本,根据 Prim 算法可知,总的成本接近最优。

GenDtree 对没有加入到 Ctree 中的目的节点并行寻找最短延迟路径,构造一棵最短延迟树。Ctree 和 Dtree 的合并通常能够产生一棵满足条件的单一树。

如果初始波长或者波长分配策略选择不当,可能会导致大量的波长转换,从而可能导致路径延迟超过时限。尽管该算法在可能时试图替换部分链路或路径,因为它并不为已经构造的部分树重新分配波长,因此仍然有可能最终不能构造出一棵满足要求的树。当进行 Ctree 和 Dtree 的合并时,Ctree 的一些链路可能会被删除,这可能导致合并后的树无效,而算法并没有试图为删除的目的节点寻找候选路径。因此存在着虽然有解但找不到解的可能。但由于算法使用的是启发式方法,即选取最少转换和最小负载的方法为链路分配波长,因此上述情况通常可以避免。

定理 2:算法的通信复杂性是 $O(n)$ 。

证明:在 GenCtree 的路由选择过程中,CFIND、CFIND、REFIND、STARTNEXT、FINDFAIL 等消息的总数,分别不超过 $O(n)$,最坏复杂性为 $O(n)$ 。在 GenDtree 中,DFIND 消息是以并行扩散方式传输的,最大消息数也是 $O(n)$ 。这样消息总数为 $O(n)$,所以通信复杂性不超过 $O(n)$ 。

5 模拟结果

该文在模拟时,网络规模固定为200个节点,网络拓扑随机生成并测试,直到生成一个连通的网络为止。链路成本为1至15之间的随机数,链路延迟为1至10之间的随机数,光纤链路上的波长数为8。除非特殊情况,假定IDl为网络规模的20%,链路上波长的平均可用性定为50%, $K=1$ 。网络拓扑在模拟过程中保持不变。

该文模拟三个算法进行比较:SPT,MST及该文提出的算法dRWA。SPT和MST用该文的方法进行计算,但不考虑延迟限制。模拟对象为组播树成本,它们针对四个参数即 Δ 、IDl、波长可用性及相对波长转换时间进行模拟;组播连接建立时间,针对IDl;相对波长转换数,针对波长可用性。

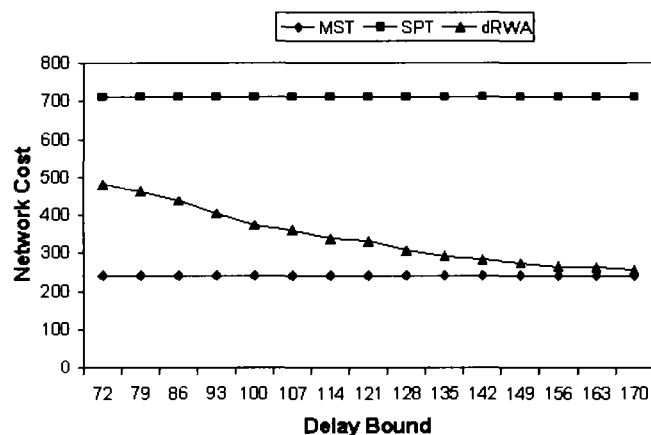


图1 不同 Δ 时的成本

图1说明了组播树成本与延迟时限 Δ 之间的关系。SPT和MST的曲线为常数,因为二者都不受 Δ 影响。该文算法的曲线介于二者之间,其高端接近于SPT曲线,低端接近于MST曲线。当 Δ 越小,越多的MST路径违反 Δ 限制而用SPT路径代替。使得构造的树更宽,组播树成本就更高。随着 Δ 的增加,更多的目的节点通过MST路径连入树中,导致树的成本下降。当 Δ 足够大时,不会影响路由选择,最终的组播树变成MST。

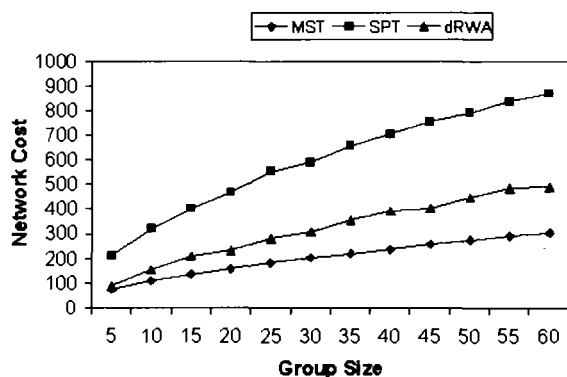


图2 不同IDl时的成本

图2说明树的成本与目的节点集大小间的关系。当目的节点增加时,组播树包括更多的目的节点,导致树的成本增加。SPT曲线在其它两个曲线之上并上升得更快。这是因为SPT不考虑路径共享。该文算法的性能接近MST,二者的曲线随目的节点集的增大而增加得非常缓慢,因为目的节点集大,共享路径的可能性就大。

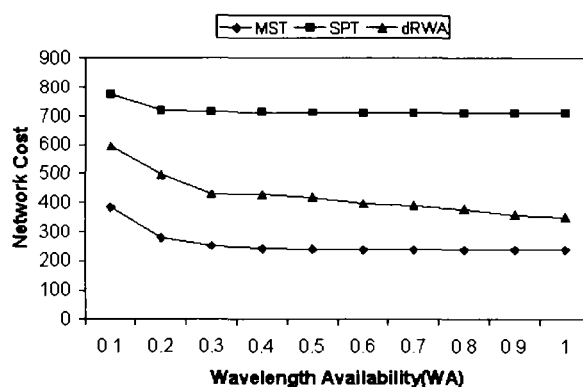


图3 不同波长可用性的成本

图3说明树的成本与波长可用性之间的关系。当波长可用性增大时,每条链路上有更多的可用波长,在构造组播树时有更多的链路可供选用,进行波长转换的机会也会更少,从而导致组播树的成本下降。模拟结果显示,当每条链路上波长可用性大于30%时(平均有2.4个可用波长),组播树的成本受波长可用性的影响变得较小。也就是说,当网络的负载不超过70%时,路由选择与波长分配受负载影响较小。

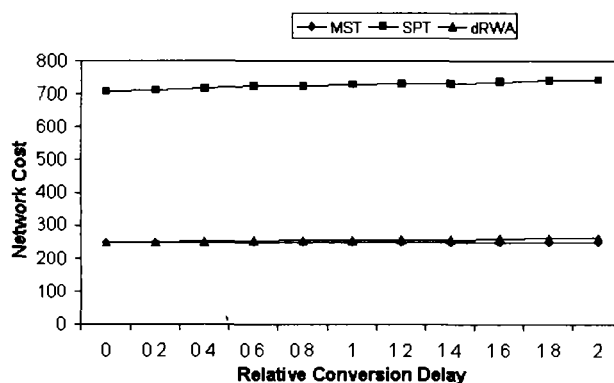


图4 不同转换延迟的成本

图4说明树的成本与相对转换延迟之间的关系。相对转换延迟是指波长转换时间与全网的平均链路延迟的比值。结果显示用SPT及该文算法构造树的成本随相对转换延迟的增加而非常缓慢地增加,MST树的成本是常数。该文算法的曲线几乎与MST曲线重合,说明当延迟时限给定之后,转换延迟时间主要影响建立连接的成功率,而对组播树成本的影响较小。增大相对转换延迟的效果类似于减小延迟时限 Δ 。

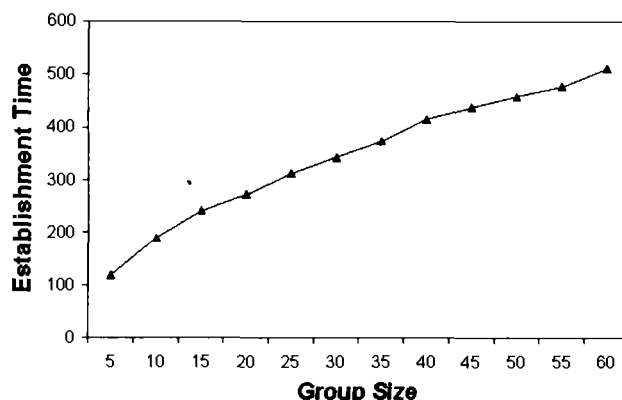


图5 不同IDl的建立时间

图5说明建立连接时间与目的节点集大小之间的关系。建立时间是指最长路径上各链路的链路延迟时间的总和,没有计算波长转换时间。当 ID 增大时,建立时间随之增大。因为 D 是随机产生的,可能分布在全网范围,因此建立时间的增长速度远小于 ID 的增长速度。

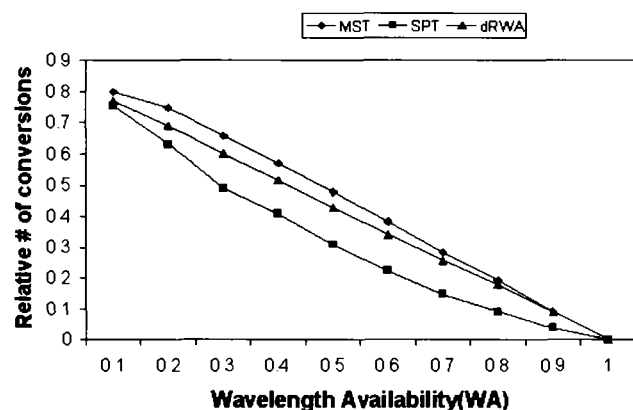


图6 不同波长可用性的波长转换次数

图6说明相对转换次数与波长可用性之间的关系。相对转换次数是指总的波长转换次数与树中链路总数(也就是所用波长的总数)的比值,也就是平均链路(也即波长)的转换次数。当波长可用性增大时,每条链路上的可用波长增加,波长转换就会减少。结果显示该文算法所进行的波长转换比MST少,但比SPT多。当波长可用性很低时,需要进行波长转换的概率非常高,波长转换的累计时间会显著增加,因此会导致建立连接失败的概率增大。

模拟结果显示用该文算法所构造的树的成本远小于SPT算法的成本,同时也说明SPT算法并不适合于WDM网络,特别是在重负载条件下。

(上接168页)

增多,而动态信道分配算法由于新用户在接入时要选择干扰小的信道,因此有更高的被拒绝服务率,因此阻塞率要高于FCA算法。而ACP_DCA动态信道分配算法是根据预测新用户接入后其它使用中的信道质量会受到的影响再来决定是否接纳该用户,因此它的阻塞率始终要高于LI_DCA算法。总的来说ACP_DCA算法虽然大大增加了系统运算量,但它引入了更小的系统干扰量,保证了已在服务区内接受服务的用户的通信质量。

4 小结

信道分配算法对GPRS/GSM移动接入网的服务质量有着重要的影响。该文分析了几种易于实现的GPRS/GSM的信道分配方案,利用在MLDesigner的仿真平台上开发的GPRS/GSM网络仿真器对其中的固定信道分配算法和动态信道分配算法进行了仿真比较,可以看出动态信道的分配策略虽然远较固定信道分配算法复杂,但对于保证移动网的服务质量的作用却非常大。(收稿日期:2002年9月)

参考文献

1. Roger Kalden, Ingo Meirick, Michael Meyer. Wireless Internet Access

6 结论

该文提出了一种在WDM网络中建立实时组播连接的方法,该方法构造一棵满足延迟时限并具有接近最小成本的组播树,同时为树中的每条链路分配相应的波长。该方法考虑了波长转换时间对路由选择与波长分配的影响,并且是完全分布式的。

对于WDM网络中只有部分节点具有波长转换功能,或者波长转换器只有部分波长转换能力的情况,路由与波长分配将更加复杂,需要做进一步的研究。(收稿日期:2002年1月)

参考文献

1. J. Spath. Dynamic routing and resource allocation in WDM transport networks[J]. Computer Networks, 2000; 32
2. X. Jia, Ding-zhu Du, Xiao-dong Hu et al. A Wavelength Assignment Algorithm for Minimal Wavelength Conversions in WDM Networks[C]. In: Proc ICCCN2000, 2000
3. L. H. Sahasrabudhe, B. Mukherjee. Light Trees: Optical Multicasting for Improved Performance in Wavelength-routed Networks[J]. IEEE Communications Magazine, 1999-02
4. Deying Li, Xiufeng Du, Xiaodong Hu et al. Minimizing Number of Wavelengths in Multicast Routing Trees in WDM Networks[J]. Networks, 2000; 35(4)
5. R. K. Pankaj. Wavelength Requirements for Multicasting in All-Optical Networks[J]. IEEE/ACM Trans Networking, 1999; (3)
6. X. Jia, D. Du, X. Hu et al. Optimization of Wavelength Assignment for QoS Multicast in WDM Networks[J]. IEEE TRANSCOMMUNICATIONS, 2001; 49(2)
7. Bin Wang, J. C. Hou. Multicast Routing and its QoS Extension: Problems, Algorithms and Protocols[J]. IEEE Network, 2000; (1-2)
8. C. P. Low, Y. J. Lee. Distributed Multicast Routing with End-to-end Delay and Delay Variation Constraints[J]. Computer Communications, 2000; 23(9)

Based on GPRS[J]. IEEE Personal Communications, 2000-04: 8-18

2. B. Walke, G. Bräsch. Concepts, services and protocols of the new GSM Phase 2+ General Packet Radio Service[J]. IEEE Communications Magazine, 1997; 35
3. Michel Mouly, Marie-Bernadette PAUTET. GSM 数字移动通信系统[S]. 电子工业出版社, ISBN 7-5053-3634-7/TP.1499
4. M. Naghshineh, M. Schwartz. Distributed call admission control in mobile/wireless networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1996; 14(4)
5. ETSI. Digital Cellular Telecommunications System (phase 2+), General Packet Radio Service (GPRS); Overall description of the GPRS radio interface; Stage 2+[S]. ETSI GSM 03.64, Version 7.0.0, 1999-07
6. Lee E. A et al. The Almagest, Ptolemy Classic Manual. Berkeley. Department of EECS, University of California at Berkeley, 1990-1997
7. J. Zander. Radio Resource Management in Future Wireless Networks: Requirements and Limitations[J]. IEEE Communications Magazine, 1997-08
8. Katzela, M. Naghshineh. Channel Assignment Schemes for Cellular Mobile Telecommunication Systems: A Comprehensive Survey[J]. IEEE Personal Communications, 1996-06
9. M. P. Althoff, M. Scheibenbogen, P. Seidenberg. G-CBWL: A Dynamic Frequency Allocation Technique Suitable for GSM[C]. In: IEEE PIMRC 98, Boston, MA, USA, 1998-09; 1443-1447