

WDM 全光网络中 Multicast 的寻径与波长分配算法

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, 香港)

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

摘要 在 WDM 全光网络中实现实时 Multicast 功能是计算机网络的应用要求,也是现代计算机网络的重要特征。该文提出了一种在 WDM 全光网络中实现实时 Multicast 的算法。该算法以辅助的波长图为基础,将寻径与波长分配统一进行,构造满足延迟约束的、具有较低成本的 Multicast 树,实现 Multicast 功能。

关键词 WDM 网络 寻径与波长分配 RWA Multicast 延迟约束 Steiner 树

文章编号 1002-8331-(2002)15-0153-04 文献标识码 A 中图分类号 TP393

A Routing and Wavelength Assignment Algorithm for Multicast in WDM All-optical Networks

Huang Chuanhe¹ Chen Xinmeng¹ Jia Xiaohua²

¹(Computer School, Wuhan University, Wuhan 430072)

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

Abstract: Multicast has important applications in WDM all-optical networks, and it is also one of the most important characteristics of modern computer networks. This paper presents a Multicast algorithm in WDM all-optical networks. The algorithm, based on wavelength graph and dealing with routing and wavelength assignment as a unified process, constructs a minimal cost tree and a group of trees satisfying delay bound constraint.

Keywords: WDM Networks, Routing and Wavelength Assignment (RWA), Multicast, Delay constraint, Steiner Tree

1 引言

计算机网络的通信介质经历了铜线、光电(以光纤为骨干,在每个节点需进行光电转换)阶段,正向全光网络过渡。全光网络以全光方式传输信息,即在源节点将信息转换为光信号,在整个传输网络中,均以光信号的形式进行交换、路径选择(寻径),无需进行光电转换。这样,光信号以类似于线路交换的方式进行交换。在光纤介质上,光信号以 WDM(Wavelength Division Multiplexing, 波分多路复用)的方式传送,每个波长称为一个通道(Channel),可用于建立一个连接,服务一个传输请求。当有传送请求时,需要在源节点和目的节点之间建立一条通路,并在每个链路上分配用于传输信号的波长。这种功能称为寻径与波长分配(Routing and Wavelength Assignment),简称 RWA。如果在中间节点上没有波长转换设备,则从源节点到目的节点的整个通路上,都必须分配同一波长,这一条件称为波长连续性约束。如果某节点有波长转换功能,即能将输入的信号的波长转换为另一波长后,发送到输出链路,则无需满足波长连续性约束。在现代全光网络中,一般设立一个独立的子层来完成 RWA 功能,这一子层简称为 WDM 层,或称 WDM 网络,其中没有光电转换。由于寻径是以波长可用为前提的,所以通常又称为波长寻径网络(Wavelength-Routed Networks)^[1,2,3]。

Multicast 是从一个站点将信息发送给多个站点的通信机制。Multicast 在现代计算机网络中有着广泛的应用。例如,视频会议系统、多媒体教学系统、视频点播系统(VOD)、分布式数据库更新等,都需要将信息同时传送给多个不同的接收者。这些系统的 Multicast 传输机制,需要保证信息在给定时限(一种服务质量 QoS)内传送到所有目的地的条件下,使得传输成本尽可能低。这类问题一般统称为具有约束条件的最低成本 Multicast 问题。

实现 Multicast,需要建立一个满足 QoS 约束条件的最小成本的 Multicast 树,然后对网络进行相应配置,以保证通信按规定的方式及质量要求持续进行。

在 WDM 网络中实现 Multicast 功能,要求在网络节点众多环境下有效地进行路径选择,找到低成本的路径树并分配波长。这一问题已被证明是一个 NP-HARD 问题^[4],一般只能采用启发式方法,找到接近于最优的解、较优解或满意解。由于可用波长的限制,对给定的 Multicast 请求,有可能一棵树并不能满足要求,需要建立多棵树(树林)。

该文基于 Chlamtac^[6]等人提出的波长图的基本思想,提出了一种实现带延迟约束的 Multicast 算法,在保证端-端延迟时间不超过规定的 QoS 要求条件下实现较低成本的 Multicast

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。

传送。

2 问题定义与模型

给定一个网络,用图 $G(V, E)$ 表示,其中 V 为图的顶点集合,每个顶点对应网络的一个节点, $|V|=n$, E 为图的边的集合,每条边表示网络的一条链路,即一根光纤。每根光纤上的波长数为 W , 分别记为 $1, 2, \dots, W$ 。

一个 Multicast 请求表示为 $R(s, D, \Delta)$, 其中 s 为源节点, D 为目的节点的集合, Δ 为系统给定的从源节点到任一目的节点允许的最大延迟时间, $s \in V, s \notin D, D \subseteq V - \{s\}$ 。对应于请求 $R(s, D, \Delta)$ 的 Multicast 树记为 T 。

$G(V, E)$ 中任一边 $e=(i, j)$ 上具有一个成本数值 $C(e)>0$, 一个延迟值 $D(e)>0$ 。 $C(e)$ 可以是价格、距离、带宽占用量等, 可以包括节点的成本。 $D(e)$ 可以包括节点交换延迟、传输时间、传播延迟等全部时间。 $C(e)$ 和 $D(e)$ 又分别记为 C_e 和 D_e 。

网络中每个链路上当前可用波长集合为 $\Omega_e \subseteq \{1, 2, \dots, W\}$ 。

每个节点具有无限光信号分裂功能, 即任一输入光信号可被分裂成任意多个信号, 在相关输出链路上同时输出。当节点具有波长转换器并需要进行波长转换时, 可将接收的信号或分裂后的信号输入到波长转换器进行波长转换。

网络中有给定数量的波长转换器, 分布在给定节点上。每个波长转换器宏观上能同时接收多个输入链路上的信号, 并将其转换为任意指定波长发送到各自对应输出链路。节点 k 将波长 λ_i 转换到 λ_j 的延迟时间为 $d_k(\lambda_i, \lambda_j)$, 其中 $d_s(\lambda_i, \lambda_j)=0$, 成本为 $c_k(\lambda_i, \lambda_j)$ 。通常定义 $c_k(\lambda_i, \lambda_j)=0$, 但为了减少波长选择时的不确定性, 这里定义其为一个非常小的数 $\delta>0$ 。

对于 Multicast 树 T , 其总成本定义为:

$$COST(T) = \sum_{l \in T} C(l) + \sum_k c_k(\lambda_i, \lambda_j) \quad (1)$$

在 T 中, 任意两个节点 u, v 之间的路径记为 $P(u, v)$, 其延迟时间定义为:

$$DELAY(P(u, v)) = \sum_{e \in P(u, v)} D(e) + \sum_i d_i(\lambda(e_i), \lambda(e_{i+1})) \quad (2)$$

树的延迟时间为:

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

延迟时间约束定义为:

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

笔者的目标是设计一种算法, 构造一棵树, 或者当一棵树不能满足波长约束条件时, 构造数量尽量少的一组树, 并为每条链路分配相应的波长, 让相邻链路在没有波长转换器时具有相同波长即满足波长连续性约束, 使得在满足(4)的条件下, 使总的成本尽可能小。

3 相关研究成果

为方便起见, 研究人员都是将 Multicast 问题用图来表示和研究。建立 Multicast 连接就是建立一棵以发送者 s (源节点) 为根, 包含所有接收者 (目的节点) 的 Multicast 树。当考虑成本时, 就要求树的成本即树中各边上成本之和最小。当考虑延迟约束时, 则树中从根到每个接收者 (最终是到每个树叶) 的延迟时间都不超过给定的时限。在 WDM 网络中, 实现 Multicast 变得十分困难, 因为按通常标准选择的路径, 可能会因为没有可用波长, 或虽有可用波长但不满足波长连续性约束而无效。

目前关于 WDM 网络中 RWA 问题的研究, 主要是针对点对点通信的, 并因直接求解的难度, 而多采用数值模拟方法得出近似解。一般是先计算路径, 然后试图分配波长。例如 Banerjee^[1], R.Dutta^[2]等提出了虚拟拓扑 (亦称逻辑拓扑) 的设计方法, 即线性规划法等方法。R.Ramaswami^[3], S.Subramaniam^[4], A.Mokhtar^[5]等提出了在预定义路径条件下多种波长分配方法及对性能的影响, J.Spath^[10]提出了多种寻径策略, I.Chlamtac^[6], Weifa Liang^[7]等提出了一种将寻径与波长分配统一进行的波长图方法, 其中 Chlamtac 所提出的计算最短路径的算法, 有部分错误, 该文改正了其中的错误。X.Jia^[8]等提出了一种以减少波长转换为目的的波长分配方法。M.C.Sinclair^[9]提出了用遗传算法进行波长分配的方法, Y.Zhu^[10]等对多种波长分配方法进行了比较。

建立最优 Multicast 树问题, 一般转换为 Steiner 树问题, 而 Steiner 树问题已知是 NP-hard 问题。当接收者为网络中全部节点时, 则 Steiner 树问题变为最小生成树 (MST) 问题。为方便计算, 该文将不加区分地使用边和链路、顶点和节点。

关于建立 Multicast 树的研究, 已有较多结果。例如, Dijkstra 提出了一种基于最短路径树的方法。其基本思想是从源节点到各目的节点分别计算各自最短路径, 并将其组成以源节点为根的树。该方法并不能保证所生成的树的总成本最低。Prim 提出了一种基于 MST 的算法, 其基本思想是从源节点开始, 每次向树中增加一个离树最近 (成本最小) 的节点, 直到所有目的节点全部加入到树中。该方法不能解决 QoS 约束问题。Kruskal 提出了另一种构造算法, 其基本思想是以每个点为一棵树, 然后两两合并, 直到最后得到一棵包含所有节点的树。Jia 提出了一种基于 Prim 的分布式算法, 可以在满足延迟约束下, 找到最小成本 Multicast 树。但必须满足成本与延迟同向增减的规定。Zhu 提出了一种延迟约束的优化算法 BSMA, 其基本思想是定义成本为链路利用率的函数, 首先计算最短延迟树, 然后在不违反延迟约束的条件下, 逐步用低成本的边替换树中的高成本边, 直到总成本不能优化为止。

Kompella 提出了一种称为 KPP 的启发式算法, 其基本思想是在源节点和全部目的节点上生成一个完全图, 并进行延迟-成本转换, 然后利用 Prim 算法在完全图上生成最小生成树, 最后从源节点开始逐次加入最小成本的、连接树上和非树节点的边并消除回路。Guo 等提出了一种 QoS 算法 QDMR, 其基本思想是在选择新的节点加入 Multicast 树时合并考虑成本与延迟。Jang-Jiin Wu 等提出了一种用遗传算法进行求解的算法 MCMGA。另外, 还有针对可靠性、可扩展性、延迟差 (Jitter)、性能等问题的研究成果或改进算法。

在 WDM 网络中实现实时 Multicast, 需要建立路径树, 分配波长, 并满足延迟约束。L.H.Sahasrabudhe^[12]等提出了光树的概念, 即事先建立若干树, 并预分配波长, 一旦有 Multicast 请求, 就将其适配到相应的光树上。但由于 Multicast 的动态性, 并不总能与光树匹配。Deying Li^[13], R.K.Pankaj, R.Malli 分别提出了满足 Multicast 所需要的最小波长数的计算算法, X.Jia 提出了一组以优化波长分配为目的的、实现多个静态 Multicast 的算法, 分别用于建立静态路径 (算法 A)、用染色法分配波长 (算法 B)、对路径和分配的波长进行优化 (算法 C 和 D)。

所有这些研究都是将寻径 (建立树) 和波长分配分开进行。而实际问题是, 只有具有可用使用的波长, 路径才有意义。算法所指定的路径选择应是对波长进行路径选择 (Wavelength-Rout-

ing)。

4 实现 Multicast 的 RWA 算法

4.1 辅助图

该文所构造的辅助图称为波长图 WG。定义 $WG=(V_{wg}, E_{wg})$ 。其构造方法为:

(1) 令 $N=W*n$, 表示 WG 的顶点数。

(2) 将 N 个顶点以超网格形式排列成 W 行, n 列, 每行 n 个顶点表示原始图 G 的 n 个顶点, 每列 W 个顶点表示 W 个波长。每行称为一个波长面。则 $V_{wg}=\{v_{ij}, 1 \leq i \leq W, 1 \leq j \leq n\}$ 。

(3) 在第 i 行, 若原始顶点 j 与 k 之间有边相连, 并且波长 i 是可用的, 则 v_{ij} 与 v_{ik} 之间用一条边相连, 取其成本值为 C_{jk} , 延迟值为 D_{jk} 。

(4) 在具有波长转换的顶点 k , 若该波长转换器可以将波长 i 转换为波长 j , 则在顶点 v_{ik} 与 v_{jk} 增加一条边, 其成本为 $c_k(i, j)=\delta$, 延迟时间 $d_k(\lambda_i, \lambda_j)$ 定义为实际转换时间。由于物理器件的原因, 各转换器的转换速度可能不一致, 同一转换器完成不同波长之间的转换所需要的时间一般也是不相同的, 所以转换延迟可能各不相同。

按上述方法构造的 WG, 是一个以可用波长为边的常规图。例如, 对图 1 所示的 6 个节点的网络, 其 WG 图可能为图 2 (根据当前波长可用情况, WG 会不同)。图中假定 $s=1$ 。节点 3 和 5 具有全域波长转换器。

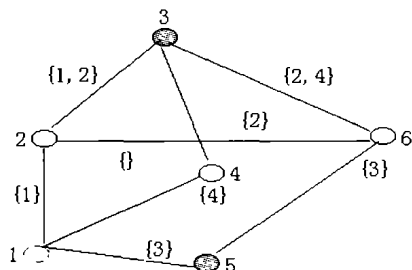


图 1 原始网络图, [...] 内为当前可用波长

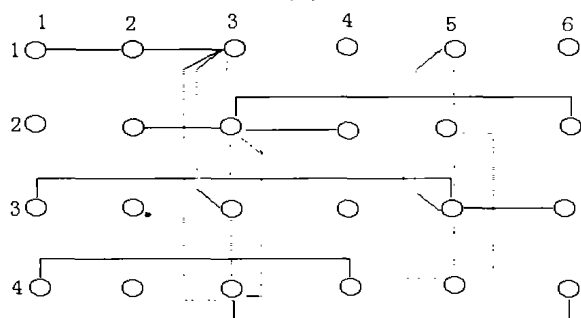


图 2 5 节点网络的波长图 WG

4.2 最短路径算法

为方便起见, 将 WG 中顶点转换为 1~ N 之间的顺序节点号, i 行 j 列的顶点的顺序节点号为 $x=(i-1)*n+j$ 。0 为添加的特殊伪节点。对 WG 中的顺序节点 x , 其对应的原始节点号和波长分别为 $v=(x-1)/n+1, \lambda=(x-1)\%n+1$ 。节点 i, j 之间的成本记为 $a(i, j)$, R_i, C_j 分别记录第 i 行, 第 j 列的最小权值, $u_i, delay(j)$ 分别记录从起始顶点到顶点 j 的成本及延迟。设起始节点为 s 、波长为 w , 换算为 WG 中的起始顶点为 S , [6] 中错误改正后的算法可描述为:

Algorithm SPAWG(metric)

Initialization:

If metric==C

Set cost matrix a_{ij} , delay matrix b_{ij} in WG according to C_{ij}, D_{ij} respectively;

Else

Set cost matrix a_{ij} , delay matrix b_{ij} in WG according to D_{ij}, C_{ij} respectively;

$S=(w-1)*n+s$;

$u_i=0$;

for ($i=1; i \leq W*n; i++$) $u_i=\infty$;

for ($i=1; i \leq n; i++$)

{ $k=(w-1)*n+i; u_k=a(S, k); delay(k)=d(S, k);$ }

for ($j=1; j \leq W; j++$)

{ $k=(j-1)*n+s; u_k=a(S, k); delay(k)=d(S, k);$ }

for ($i=1; i \leq W; i++$) $R_i=\min\{u_j, j=(i-1)*n+k, 1 \leq k \leq n; k \neq s\}$;

for ($j=1; j \leq n; j++$) $C_j=\min\{u_i, i=(k-1)*n+j, 1 \leq k \leq W; k \neq s\}$;

$P=\{S\}; T=\{1, 2, 3, \dots, N\}-\{S\}$;

Label:

Find the minimum value v among $R_1, \dots, R_W, C_1, \dots, C_n$;

Find $h \in T$ with minimum $u_h=v$;

$T=T-\{h\}; P=P \cup \{h\}$; set $delay(h)$ to proper value;

If $T=\emptyset$ then GOTO End;

$i=(h-1)/n+1; j=(h-1)\%n+1$;

Revision:

for all $m \in T$ in row i or column j

$u_m=\min\{u_m, u_h+a_{hm}\}$;

Update:

$R_i=\min\{u_m, \forall m \in T \text{ and } (m-1)/n+1=i\}$;

$C_j=\min\{u_m, \forall m \in T \text{ and } (m-1)\%n+1=j\}$;

GOTO Label;

End:

Translate the shortest paths to original network notation.

算法 SPAWG 计算了从顶点 S 到达每个顶点的最短路径及其每个链路上的波长。

4.3 Multicast 树构造算法

Multicast 树构造算法 WDMMC 可构造小成本树以满足 (4)。当一棵树不能满足要求时, 就构造多棵树, 树的数目为 t 。构造 Steiner 树的算法, 采用 Prim 算法的基本思想。算法描述如下:

Algorithm WDMMC

CONSTRUCT:

For ($k=1; k \leq N; k++$)

SPAWG with cost yielding shortest wavelength-paths in cost and corresponding delay (RESULT_C);

/* 以成本计算最短路径 */

For ($k=1; k \leq N; k++$)

SPAWG with delay yielding shortest wavelength-paths in delay and corresponding cost (RESULT_D);

/* 以延迟计算最短路径 */

If there exists some $d \in D$, shortest $DELAY(s, d) > \Delta$ then FAIL;

$t=1$;

While not empty(D) DO

{

Select the initial wavelength λ_i such that the number of reachable destination nodes is largest

```

    from RESULT_C;
     $T_t = \{s(\lambda_i)\}$ ;
    While not empty( $D$ ) DO
        {select the nearest node  $d \in D$  away from Tree  $T_t$  and record
        the fork node  $r$ 
        such that  $path(r, d, \lambda)$  can be joined at  $r$ ;
        if FOUND then
        {add  $path(r, d, \lambda)$  to  $T_t$ ; delete  $d$  from  $D$ ;}
        else
        { $t = t + 1$ ; break;}
        }
    if all  $d \in D$  has been tested then
        break;
    }
    if  $T_t$  is empty then  $t = t - 1$ ;
    if  $t = 0$  OR  $D \neq \Phi$  then STOP;
    CHECKANDREPAIR;
     $k = 1$ ;
    for( $k = 1$ ;  $k \leq t$ ;  $k++$ )
    {for each  $path(s, d)$  in tree  $T_k$  DO
        if  $DELAY(path(s, d)) > \Delta$  then
        {find a path  $path(s, d, \lambda)$  where  $DELAY(path(s, d, \lambda)) \leq \Delta$  from
        RESULT_D;
        if FOUND then
        {replace  $path(s, d, \lambda)$  with just found  $path(s, d, \lambda)$ ;
        delete cycles from resulting tree;
        }
        else  $D = D + \{d\}$ ;
        }
    }
    if  $D \neq \Phi$  then FAIL;
    else RETURN  $t$  trees  $T_1, \dots, T_t$ ;

```

5 算法分析及改进

5.1 算法正确性

关于算法正确性,有下面的定理:

定理:当给定的 Multicast 请求存在解时,算法 WDMMC 能够找到一棵或一组树,在每条链路上分配相应的波长,满足约束(4),且成本较小。

证明:WDMMC 包括两部分,CONSTRUCT 部分采用 Prim 算法的原理,其正确性该文无需赘述。

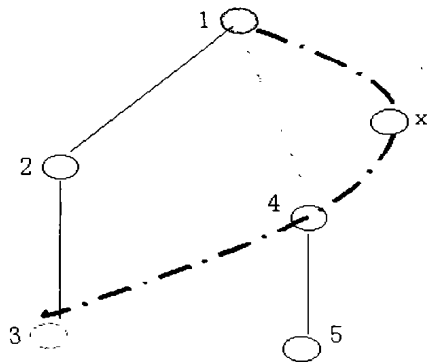


图3 路径替换

CHECKANDREPAIR 部分检查每棵树中每条 $s-d$ 通路是

否满足约束(4),若不满足,则用最小延迟路径代替然后消除因替换路径所产生的环。其消除方法是:将环中原来已存在的部分路径去掉,这样所有的路径不会违反约束(4)。图3可直观地说明这一点。

假定原路径 1-2-3 违反延迟约束,现在用 1...x...4...3 替换,替换后产生环,违反了树的定义。现在删除 1...4 部分,原路径 1...4-5 变为 1...x...4-5,其延迟不违反延迟约束。因为 $DELAY(1...x...4) < DELAY(1...4)$,从而 $DELAY(1...x...4-5) < DELAY(1...4-5)$ 。否则 $DELAY(1...4...3) < DELAY(1...x...4...3)$,这与 (1...x...4...3) 是最小延迟路径(取自 RESULT_D)的定义矛盾。

经过替换,树的总成本可能增加,但不会因此而使某些 $d \in D$ 不能加入到树(林)中。

5.2 时间复杂性

根据 Chlamtac 的分析,在 WG 图中计算一个指定顶点到其余各顶点的最短路径的时间复杂性为 $O((W+n)*W*n)$ 。WDMMC 中 for 循环计算任意顶点之间的最短路径的时间复杂性为 $O((W+n)*W^2*n^2)$, while 循环的最坏复杂性为 $O(ID^2)$ 。因为 $ID < n$, 因此 WDMMC 的最坏时间复杂性为 $O((W+n)*W^2*n^2)$ 。

5.3 改进

在实际网络中,通常并不是在全网范围内寻找路径,而是在指定范围内寻找最优路径。这样,一旦传输请求 $R(s, D, \Delta)$ 到达后,就可知道构成 Multicast 树的节点范围,在构造波长图 WG 时,只包括指定范围的顶点。同时,将 WG 图中孤立的、没有任何关联边(即没有可用波长)的顶点去掉,这样 WG 中的实际顶点数可能远小于 $W*n$, 因此算法的运行时间远小于上述最坏时间值。

6 结束语及进一步的工作

该文提出的在 WDM 全光网络中实现 Multicast 的算法,将寻径与波长分配统一进行,克服二者分步进行的弊端,能够在多项式时间内找到可行解或判断没有解。由于实际网络的分布特性,可进一步考虑基于 Kruskal 的树构造方法及其分布式算法。(收稿日期:2001 年 10 月)

参考文献

- 1.D Banerjee, Mukherjee. Wavelength-Routed Optical Networks: Linear Formulation, Resource Budgeting Tradeoffs, and a Reconfiguration Study [J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 2000; (5)
- 2.R Dutta, G N Rouskas. A Survey of Virtual Topology Design Algorithms for Wavelength Routed Optical Networks [J]. Optical Network Magazine, 2000-01
- 3.R Ramaswami, K N Sivarajan. Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks [J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 1995-03
- 4.S subramaniam, A Barry. Wavelength Assignment in fixed Routing WDM Networks [C]. In: Proc. IEEE ICC97, 1997
- 5.A Mokhtar, M Azizoglu. Adaptive Wavelength Routing in All-Optical Networks [J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 1998; (2)
- 6.I Chlamtac, A Farago, T Zhang. Lightpath (Wavelength) Routing in Large WDM Networks [J]. IEEE J. Selected Areas in Communications, 1996; (5)
- 7.Weifa Liang, Xiaojun Shen. Improved Lightpath (wavelength) Routing in Large WDM Networks [J]. IEEE Trans. Communications, 2000; (8)

(下转 163 页)

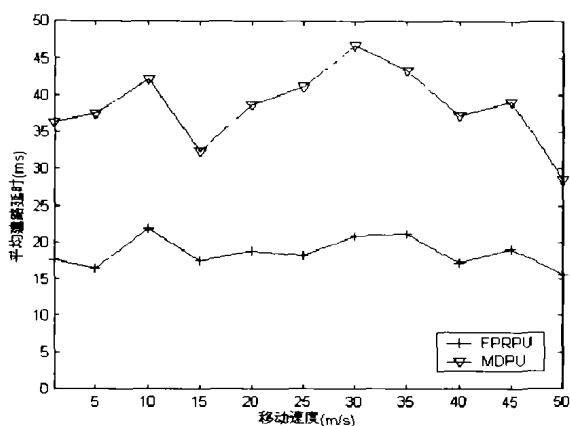


图3 平均建路延时

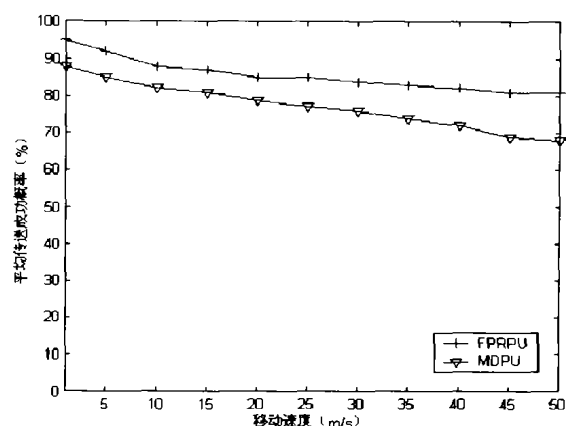


图4 平均传送成功概率

当节点运动速度加快时,路由维持时间变小,建路次数增加,所需控制字节数增多。如图2所示,由于FRRPU采用了从路由破裂处发送建路请求,不需要通知源节点,且每次恢复路由尽量利用了破裂前传输路径,故所需控制字节数较MDPU少。也正因为FRRPU协议的每次路由恢复在最短时间内完成,且每次路由恢复时新建链路很少,故所需的平均建路延时要远低于MDPU协议,如图3所示。同时MDPU协议由于每次从源节点开始建路,其平均建路延时超过某个限度的几率要大于FRRPU,这导致MDPU的平均传送成功概率要低于FRRPU。但FRRPU和MDPU的平均传送成功率都随着移动性的增加而减小。图4证实了这点。

5 结论

该文所提出的FRRPU协议通过由链路破裂处节点发起建路请求,且尽量利用原有传输路径,在最小时间内以最低控制开销重新建路来实现数据的实时传输。模拟结果表明FRRPU具有较优的网络性能。在该协议的实现过程中,采用了如下新技术:

- (1)从路径断裂处发送重建请求而不需通知源节点,可以减少网络带宽和节省某些主机节点的能源。
- (2)在最短时间内恢复传输路径,保证了信息的实时传送。
- (3)每次恢复路由时最大限度利用原有链路,控制了网络开销。
- (4)让路由中每个节点随时知道信息传送情况,可使链路破裂处节点对是否需要恢复连接做出正确决策,减少了不必要的网络开销。(收稿日期:2001年12月)

参考文献

- 1.IETF MANET Chart.<http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>

(上接156页)

- 8.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
- 9.M C Sinclair.Minimum Cost Wavelength-path Routing and Wavelength Allocation using Genetic-Algorithm/Heuristic Hybrid Approach[C]. In: IEE Proc Commun,1999;(1)
- 10.Y Zhu,G N Rouskas,H G Perros.A Comparison of Allocation Policies in Wavelength Routing Networks[J].Photonic Networks Communi-

- 2.Jubin J,Tornow J.The DARPA Packet Radio Network Protocols[C].In: Proceedings of IEEE,1987;75(1):21-32
- 3.Royer E M.A Review of Current Routing Protocols for Ad Hoc Mobile Wireless Networks[J].IEEE Personal Communication,1999;4(2):46-55
- 4.Malkin G.RIP Version 2 Carrying Additional Information[S].RFC 1723, <ftp://ds.internic.net/rfc/rfc1723.txt>,1994
- 5.Moy J.OSPF Version 2[S].RFC 1583, <ftp://ds.internic.net/rfc/rfc1583.txt>,1994
- 6.Yin C,Shi M L.Architecture of self-organized network[J].Journal of China Institute of Communication,1999;20(9):47-54
- 7.Charles Perkins,Pravin Bhagwat.High dynamic destination sequenced distance vector routing for mobile computer[C].In:Proceeding of the SIGCOMM'94 Conference on Communication Architectures,Protocol and Application,1994
- 8.Perkins C E,Royer E M.Ad Hoc On Demand distance Vector routing[C].In:Proc 2nd IEEE Workshop,Mobile Computer System and Applications,1996
- 9.Johnson D B,Maltz D A.Dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks[C].In:IETF-Internet-Draft,draft-ietf-manet-dsr-01.txt,1998
- 10.Wang J X,Deng S G,Chen S Q et al.QoS Routing with Mobility Prediction in MANET[C].In:2001 IEEE Pacific Rim Conference on Communications,Computers and Signal processing(PACRIM'01),Victoria,Canada,2001
- 11.Chen T W,Gerla M.Global State Routing:A New Routing Scheme for Ad-hoc Wireless Networks[C].In:Proceeding of IEEE ICC'98, <http://www.ics.uci.edu/~atm/adhoc/paper-collection/gerla-gsr-icc98.pdf>
- 12.Rappaport T S.Wireless Communication:Principles and Practice [M]. Upper Saddle River,NJ:Prentice Hall,1995
- 13.IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee.Wireless LAN Medium Access Protocol(MAC)and Physical Layer(PHY)Specification[S].IEEE Std 802.11-1997,The Institute of Electronics Engineers, New York,1997

cation Journal,2000;(3)

- 11.J Spath.Dynamic routing and resource allocation in WDM transport networks[J].Computer Networks,2000;32
- 12.L H Sahasrabudhe,B Mukherjee.Light Trees:Optical Multicasting for Improved Performance in Wavelength-routed Networks[J].IEEE Communications Magazine,1999-02
- 13.Deying Li,Xiufeng Du,Xiaodong Hu et al.Minimizing Number of Wavelengths in Multicast Routing Trees in WDM Networks[J].Networks,2000;35(4)