

计算机网络路由研究综述

闵应骅

(中国科学院计算技术研究所信息网络室 北京 100080)

摘 要 网络路由一直是网络的关键问题. 今天的计算机网络非常庞大、高速, 承载着各种多媒体信息, 因此, 网络路由面临新的挑战. 路由算法层出不穷, 目的都是为了寻找最优路径(或者满足要求的路径)来传递信息, 提高服务质量, 同时, 提高网络整体资源利用率. 该文试图综述计算机网络路由研究目前面对的问题及解决这些问题的进展, 包括多计算机系统路由、有线网络路由及无线网络路由, 并提出如何在计算机网络路由研究方面创新的一些看法.

关键词 计算机网络; 有线网络; 无线网络; 路由

中图法分类号 TP393

A Survey on Computer Network Routing

MIN Ying-Hua

(*Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080*)

Abstract Routing has been a key issue in networking. Recently, computer networks become extremely large with high-speed, and are transmitting various multimedia information. Network routing is then facing new challenges, although many routing algorithms appear accordingly. The goal is to find optimal paths or satisfactory paths for information transmission in order to improve quality of service, and meanwhile to achieve global efficiency in resource utilization. This paper attempts to survey the new challenges of computer network routing algorithms, and their developments, including those for multi-computer systems, wiring networks and wireless networks. Finally, some personal perspectives of further research in computer network routing are given.

Keywords computer network; wiring network; wireless network; routing

1 引 言

1968 年 Rand 公司对美国高级研究计划署(ARPA)提出非集中式通讯网络的概念. 1979 年 Tomlinson 送出第一个电子邮件. 直到 20 世纪末, 计算机网络与通信相结合而产生出来的覆盖全世界的网络可以看作是人类文明前进的一大步^[1]. 网络路由在早期对电报、电话等通信网络就是一个关键问题. 而今天, 计算机网络从多计算机系统、超级大型机、网格(Grid)到有线网络、无线网络, 覆盖全世界, 规模庞大, 庞大到谁也无法精确地知道在某一时刻全

世界究竟有多少台计算机在网上. 而计算机输入/输出速度以及信息传输速度已经达到若干千兆(Giga)位每秒. 在网上传输着的不但是字符、文字, 而且包括声音、图像、动画、电视等各种多媒体信息. 在这种情况下, 网络路由就面临许多新的挑战. 例如 视频点播要求数据吞吐达到某一个传输速率, 而语言传输(VoIP)则要求时延不能超过某一个值. 现在的因特网, 一个会话的不同数据包可能通过不同路径到达目的节点; 同一网络资源, 如缓冲及带宽, 可能被不同会话所分享. 所以, 网络路由既要满足用户不同应用的要求, 又要能尽量提高网络整体资源的利用率. 由于网络特别庞大, 拓扑结构及流量不断动态变

化,所以显得特别杂乱.这就相当于在高速公路上跑的汽车司机没有高速公路的地图,也没有路况信息.叫他怎么驾驶呢?所以,网络路由是一个既重要又困难的任务.

据中国互联网信息中心统计,到 2002 年 6 月 30 日,互联网用户超过 4580 万户.比 1997 年增加 74 倍,中国互联网国际线路的总带宽已达到 10576.5M,比 1997 年增大 416 倍,中国的上网计算机数已达 1613 万台.网络协议的制订、标准草案的提出要求中国的参与和支持,中国也希望在协议制订和草案提出方面做出贡献.而这项任务恰恰有赖于网络基础研究.我们在网络基础设施建设方面,已经取得了丰富的经验,但网络基础研究却是一个弱项.只有针对网络存在的问题,提出解决办法才能提出 RFC.光学习已有的协议和 RFC 是很难提出新的协议或草案来的.本文从计算机算法的角度,从网络路由的概念开始,讨论多计算机系统路由、有线网络路由及无线网络路由的各种算法思想及存在的问题,指出应该研究的方向.

2 网络路由的概念

给定网络 $G(V, E)$, V 是节点集, $|V| = N, E$ 是边集, $|E| = M. P$ 是路径集对源节点 $S \in V$ 及目的节点 $T \in V$,找一条从 S 到 T 的路径 $p \in P$,使得开销最小,而所有约束都能满足.设对每一个边 $(u, v) \in E$,有损失函数 $cost(u, v)$ 及权向量 $(w1, w2, \dots, wk)$,则要求

最小化 $\sum_{(u,v) \in P} cost(u, v)$

满足约束 $\sum_{(u,v) \in P} w_i(u, v) \leq c_i, c_i$ 是常数, $0 \leq i < k$.

下一代高速广域网对实时流要求面向连结的路由.在运输层(transport layer)连结(呼叫)意味着终端用户之间的逻辑联系及正确有序的数据投递.在网络层,连结意味着一条包含开关和链路的网络路径.同一连结的数据包沿路径按先进先出(FIFO)顺序传送.基于服务质量路由的约束包括链路约束、路径约束、树约束、时延约束等,而带宽则包括链路带宽及 CPU 带宽(节点把数据泵到链路上的最大速率).

解这一问题的基础算法是大家熟知的 Dijkstra 算法和 Bellman-Ford 算法^[2, 3]. Dijkstra 算法是图论中寻找最短路径的算法.它实际上求出从源节点到系统中所有节点的最短路径.把它应用到网络路由,就嫌有点浪费,因为网络路由只要求从源节点到目的节点的最短路径. Bellman-Ford 算法是寻找最

短路径的分布式算法,允许边的权是负的,看来适合网络路由.但是,各节点的同步是一个问题.在不同步的情况下就可能得不到最优解.

网络路由有多种分类.按网络性质可分为多计算机系统路由、有线网络路由和无线网络路由.大约十年前,计算机学者们热衷于计算机系统路由.针对一种特定的拓扑结构,例如超立方体、网格(mesh),在某些节点或链路故障的情况下寻找最优通路^[4~6].这些想法实质上与因特网的路由非常类似.但是,今天,一个多计算机系统也许是一个超级大型机,用以太网连接.再考虑到任意的拓扑结构,问题就更复杂了.

网络路由按通信方式分,可以分为单播路由(即端到端的路由)、多播路由(即端到目的节点集中的每一个节点的路由)及 Anycast 路由(即端到目的节点集中的任一个节点的路由).

网络路由按路由算法来分,可以分为源路由算法、分布式路由算法和分级路由算法.源路由算法假定每个节点了解整个网络的全局状态.全局状态用链路状态协议通过广播获得,或用距离向量协议,用邻节点周期性交换距离向量获得.当要发送消息时,源节点就决定了整条路径.而分布式路由算法假定每个节点只了解它的邻节点的情况,即网络局部状态,包括排队延迟、传播延迟、剩余带宽等.根据路径的要求,只决定下一跳应走向哪里(见例 1).而分级路由算法假定网络节点分级,每个节点了解聚合的全局状态,即自己所在范围内的情况,而对远处的上级节点只了解大致情况.即每一物理节点保持聚合的网络影像(见例 2).

例 1^[7]. 考虑图 1 的网络,链路状态由(带宽、时延、花费)给定.表 1 给出了节点 S 在距离向量下的全局状态.

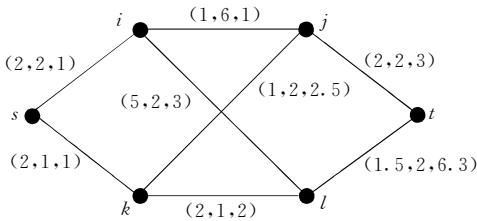


图 1 网络状态

表 1 节点 S 在距离向量下的全局状态

目的	带宽	下一跳	目的	时延	下一跳	目的	花费	下一跳
i	2	i	i	2	i	i	1	i
j	1.5	k	j	3	k	j	2	i
k	2	k	k	1	k	k	1	k
l	2	i	l	2	k	l	3	k
t	1.5	i	t	4	k	t	5	i

例 2^[7]. 图 2 给出一个分级网络模型. 图(a)表示一个实际的网络, 有 29 个节点; 图(b)示出其第一级节点, 共 7 个; 图(c)示出第二级节点共 3 个, 该

物理网络经过聚合可以变成图(d); 而从节点 A. a. 1 来看整个网络则如图(e)所示.

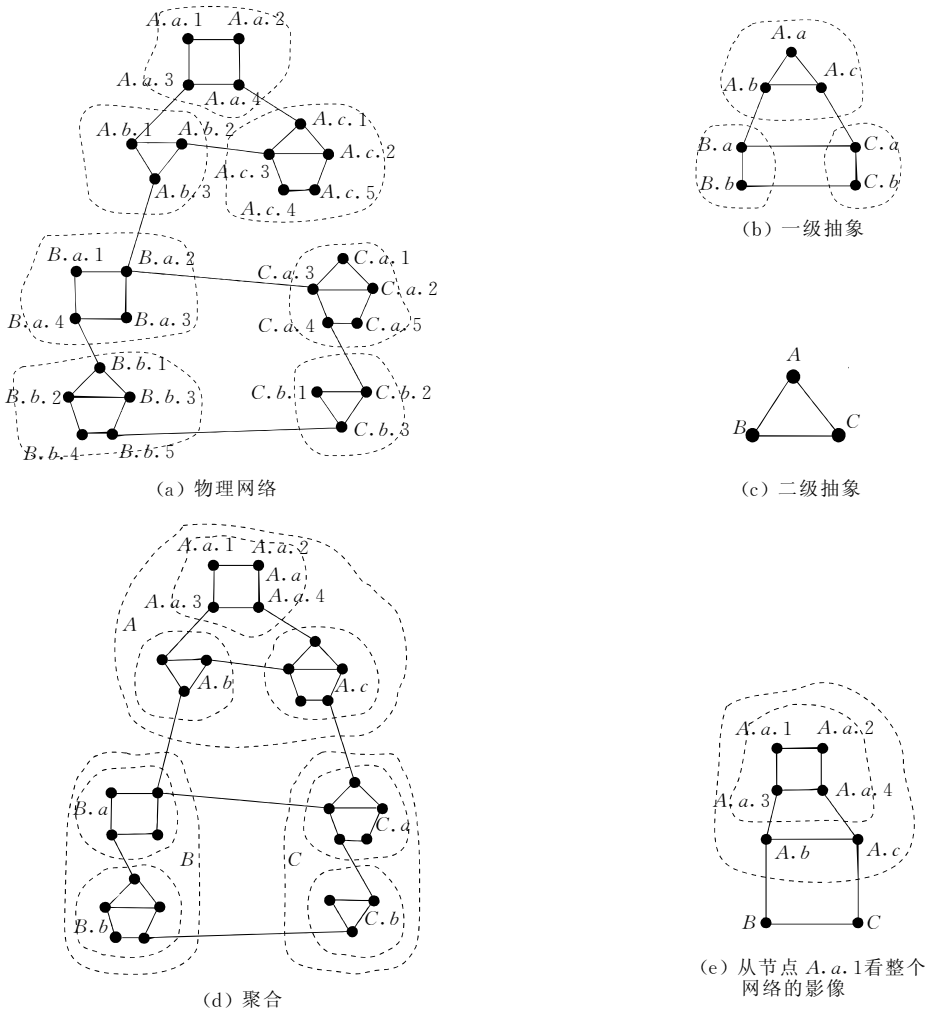


图 2 分级网络

网络路由按对路由的要求来分, 可以分为尽力而为(best-effort)路由和基于服务质量(Quality-of-Service Based)路由^[7], 尽力而为路由是面向连接或带动态性能的无连接, 以保证公平性、总吞吐量和平均响应时间为目标, 在当前的网络环境下来选择最优路径. 而基于服务质量的路由是对各流的包基于服务质量要求选择可用路径的过程. 它面向连接, 带资源预留, 以满足各流的连接要求, 减少呼叫阻塞. 因此, 它着重在满足约束, 希望连接的数据传输不受其它连接的动态流量的影响. 问题是网络永远是动态的, 节点对全局网络服务质量状态的了解不精确、不实时, 对路由的确定与预计就未见得完全正确. 服务质量路由的代价^[8]主要包括两方面: 一方面是计算开销. 因为它需要更加复杂和频繁的路由计算. 另

一方面则是协议开销, 因为它要分布式地提供和刷新与路由选择有关的网络资源状态信息. 何时进行路由选择计算? 一般来说是当每一次请求来到时触发路由选择. 但是, 如果在两次状态刷新之间, 收到许多请求, 也许事先计算好路由更加有效. 当然也可以在收到状态刷新信息时计算路由. 同时, 路由选择必须有灵活性, 以免由于路由而造成某些路径拥塞、某些路径又很空闲. 状态刷新的触发也可以选择不同的时机. 譬如现在的状态比原来变化超过 50% 就触发刷新, 或者是, 将可用带宽按大小分级, 跳了一级就触发刷新. 也可以周期性地定时触发. 刷新内容包括刷新消息的大小、通报的指标值的类型等都要在协议中规定. 各种刷新方案各有优劣. 刷新越及时, 路由需要的网络状态信息就越精确, 但刷新太频

繁,增加网络负担.要在两个极端中折衷.在 IPv6 协议环境下,更多的地址和报头信息也会有助于网络路由.

以下,我们来简单地回顾许多作者已经提出的一些路由算法^[7].

3 单播路由算法

单播路由是指目的节点只有一个的路由.以剩余带宽和剩余缓存空间为服务质量目标的路由选择是一类基于链路信息的路由,所选路径一般是根据路径上的瓶颈链路状态来决定的.例如图 1 中路径 $s \rightarrow i \rightarrow j \rightarrow t$ 的带宽是 1,因为其瓶颈链路 (i, j) 的带宽是 1.这一类路由可分为链路最优路由和链路约束路由.这两类基本路由问题可以用 Dijkstra 或 Bellman-Ford 多项式复杂性的算法解决.另一方面,以时延、时延抖动和花费为服务质量目标的路由选择是另一类所谓基于路径信息的路由.例如图 1 中 $s \rightarrow i \rightarrow j \rightarrow t$ 的路径时延是 10,它是路径上各链路时延之和.从而引出另外两类基本路由问题:路径最优路由和路径约束路由.它们也可以用多项式复杂性的算法解决.

对于许多实际应用,路由不但对链路有要求,也对路径有要求,或者是对链路有多个要求,或者对路径有多个要求.例如最宽约束最小时延路由就是要求瓶颈链路最宽,而且路径时延最小.又如带宽约束和缓存约束路由,如此等等,可以派生出许多组合的路由问题.其中只有两类有意义的 NP 难问题,即路径约束路径最优路由(PCPO)和多路径约束路由(MPC).譬如时延约束最小花费路由,时延和时延抖动约束路由.若所有指标(除一个以外)全有界,或者全相关,则多项式时间可解.否则,这两类问题是 NP 难的.

3.1 源路由算法

如果路由既有带宽约束,又有时延约束,源路由算法的复杂性就会增加.文献[9]提出先删去带宽不足的路径,然后按时延找最短路径.文献[10]指出,如果用带权的公平队列调度,可以把端到端时延、时延抖动和缓存大小看作是预留带宽、所选路径及流量特征的函数,而用 Bellman-Ford 算法.由于对网络的即时状态,不可能了解很精确,文献[11]用概率的方法研究这一问题.设 $p_l(\omega)$ 是链路 l 剩余带宽 ω 的概率,以 $-\log p_l(\omega)$ 为权,求最短路径.这一想法对分级路由也有用.文献[12]用吞吐量竞争算法求

带宽约束路由.每一链路的损失函数定义为带宽利用率的指数函数,找一条路径,使其在连接期内的累积损失不超过带宽与时间的乘积.文献[13]对多路径约束路由这个 NP 问题提出了一个算法.考虑时延和花费约束路由,把链路花费或时延从无界实数集映射到有界的整数集,这个 NP 难的问题就简化为一个多项式时间可解的问题了.

3.2 分布式路由算法

分布式路由算法把源路由算法的计算开销分散到各个节点上.各个节点只需要了解局部的信息,作出局部的路径决策.文献[9]提出一个逐跳分布式路由算法.每一个节点对每一个可能的目的节点预先计算出一个前方节点,但这下一跳的前方节点将周期性地被更新.这个算法一般用来找最短的最宽路径(瓶颈带宽最大的路径).但当不同节点的状态信息有矛盾时,该路由算法可能产生循环路由.文献[14]提出一个时延约束最小开销路由算法.用距离向量协议,在每一个节点维持一个开销向量(指明最小开销路径的下一个节点)和一个时延向量(指明最小时延路径的下一个节点).并且可以检测和删除循环.有人提出改进的办法是送一个控制消息来构造路由.该消息先按最小时延走,直到时延约束不满足最小开销时,再按最小开销走.

例 3. 考虑图 3 的网络从 s 到 t 的时延约束最小开销路由.链路状态=(时延,开销),时延约束是 8.按照文献[14]中的算法,根据时延约束, s 将选 (s, i) , 根据最小开销的原则, i 选 (i, j) . 根据时延约束, j 只能选 (j, s) , 从而形成了一个循环.改进的办法是在节点 i , 看到如果走 (j, t) , 时延将是 $1+3+9=13$, 破坏时延约束.所以,只能走 (s, t) .

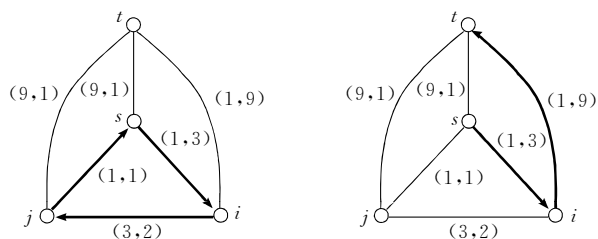


图 3 分布式路由算法之例

文献[15]提出一个路由与资源预留相结合的分式多路径路由算法.每一个节点保持网络拓扑和每链路的开销.当一个节点要按某一个 QoS 约束建立连结,就找一个网络的子图.它只包含能够到达的目的节点,又开销“合理”的链路.这一子图称为次路由(diroute).一个预留消息沿着次路由中具有所需

资源的链路传向目的节点,并同时预留这些资源.当目的节点收到预留消息,路径即成功建立.在多条路径上同时预留资源,使路由快速,但增加资源的争夺.文献[16]提出一个时延约束的分布式路由方案.一个路由消息携带累积时延按较小时延走向目的节点.文献[17]提出当节点收到连结要求时,发选择性探测包或带票的探测包,来分布式地建立路由.但这个方案通信开销比较大.

3.3 分级路由算法

当今因特网的显著特征是大型,而且天天在变化.分级路由恰恰是用来解决大型互连网源路由可扩展性问题的.对于 ATM 网路由的专用网络接口标准(PNNI)就是分级的.每一个节点只保存一部分全局状态,许多节点集被聚合为逻辑节点.所以,这种聚合的全局状态的大小不过是整个全局状态大小的对数.因此,分级路由算法既能保持某些源路由算法的优点,又有许多分布式路由算法的优越性.因为路由计算由许多节点承担.分级路由算法先从源节点的聚合全局状态出发,从最高层开始逐步下走,直到第一层.确定了源节点所在最高层节点内的路由之后,交给下一个最高层节点的边界节点去确定在其

内的路由,如此等等,直到目的节点.不难想象,路由算法的这种简化,必然带来路由质量的代价.聚合信息的不精确性严重影响路由的质量.考虑图 2(e).很难估计从 A. a. 1 到 C 中节点的时延,因为 C 的内部结构被隐藏了.并且,从 A. c 中的不同的节点到 C 中不同节点的时延可以是很不相同的,但在聚合的状态中只有一个时延值.所以,基于聚合信息的时延值是很不精确的.如果有多个服务质量约束,问题就更复杂.

例 4^[7]. 考虑如图 4(a)所示的网络路由,链路状态=(带宽,时延).图中 4 个节点 D_1, D_2, D_3, D_4 形成一组,构成上一级节点 D.聚合后如图 4(b)所示.链路(D, F)和(D, G)状态的确定就会有问题. D_1 到 D_2 的最宽路径 $P_1 = D_1 \rightarrow D_3 \rightarrow D_4 \rightarrow D_2$, 带宽为 3, (D_2, F) 带宽也是 3, 可以认为 (D, F) 的带宽是 3. 而最小时延路径 $P_2 = D_1 \rightarrow D_2$ 时延为 1, (D_2, F) 时延为 1, 因而可以认为 (D, F) 的时延为 2. 从而认为 (D, F) 的链路状态是 (3, 2). 但这是不正确的. 因为 P_1, P_2 不是同一条路径. 某些路径带宽可用性较好, 而另一些路径时延较小. 如何聚合这种信息仍是一个尚待解决的问题.

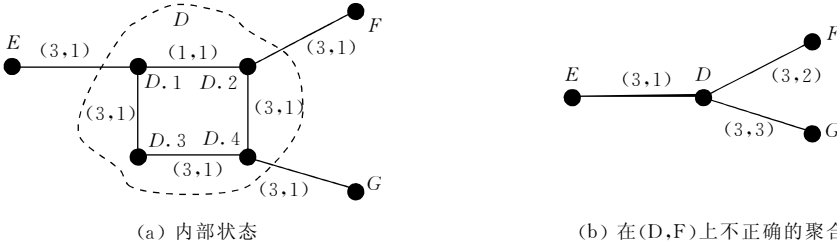


图 4

3.4 按比例路由

选最短路径可以最小化资源利用,但这些被选路径由于常常被选上,而负载过重.选最轻负载路径可以平衡网络负载,但可能不是最短路径,因而浪费更多资源.另外,要求网络中节点保持精确的实时的服务质量状态是不现实的.事实上,保持精确的实时的服务质量状态只能靠及时更新,目前无法靠预测.更新时间太长,所得状态不精确;太短,开销又太大.选择最好路径还有同步的问题.一次刷新以后,空闲的链路会拥塞,而再一次刷新以后又会变得空闲.基于这些问题,文献[18]提出一个局部的按比例路由的方法.对一对源和目的节点,用多协议标签交换协议,建立一条或多条标签交换路径,称为候选路径.主要基于局部收集的信息,以及不需频繁更新的全

局信息.源路由器根据流到达/出发率和流阻塞率推断局部收集的流统计量,完成自适应的按比例把流分配给一些候选路径集.模拟实验结果表明:当候选路径数为 2 时,阻塞概率大大减小,为 3 时即可达到离线计算的最优路径的水平.刷新区间定为 30min 比最宽最短路径算法、刷新时间为 0.5min 还要阻塞较少的流,网络负载也较小.

3.5 基于策略的路由

边界网关协议(BGP)是因特网域间路由协议.它允许自治系统独立地定义自己的路由策略.这就给网络路由提供了个性和灵活性.但是,同时也产生稳定性和收敛性的问题^[19].有例子指出,基于策略的路由可能产生循环路由和路由振荡.这已经不光是一个路由的问题,还是一个协议的问题.

4 多播路由算法

多播路由的问题是:给定源节点 S 和目的节点集 R , 约束集 C , 也许还有一个最优目标, 找最好的可行树, 覆盖 s 和 R 的所有节点, 满足约束 C . 例如在多播情况下, 带宽最优的路由要求树的瓶颈链路带宽最大, 时延约束路由则要求从发送者到所有目的节点的端到端延迟都小于一个给定值.

著名的斯坦(Steiner)树问题就是找花销最小的树, 也就是最小花销多播路由问题. 带约束的斯坦树问题也就是时延约束最小花销多播路由问题. 这都是 NP 难的. 时延和时延抖动双约束的多播路由问题也是 NP 难的. 只有当所有指标(除一个以外)全有界, 或者全相关, 才会有多项式时间可解^[7].

4.1 源路由算法

多播的源路由算法基于多播链路状态协议(MOSPF), 该协议是单播链路状态协议(OSPF)的扩展. 每一节点除了保存全局状态之外, 还保存路由域内每一个多播组的成员信息. 从而使最短路径多播路由可用 Dijkstra 算法解决, 时延约束多播路由问题也较容易解决.

文献[20]定义完全图来解斯坦树问题. 完全图的节点表示源和目的, 边表示这些节点间的最短路径. 在完全图中构造最小生成树. 把最小生成树的边转化为最短路径, 就得到了原网络的斯坦树. 文献[21]用所谓最近目的优先逐步找斯坦树. 先找最近目的, 即最小开销的目的节点及其最小开销路径, 然后把最近未连接的目的节点加进逐步充实的斯坦树, 重覆多次.

找时延约束最小开销多播树, 称为带约束的斯坦树, 也是 NP 难的问题. 启发式方法很多. 譬如文献[22]提出一个算法, 先建造完全图, 边表示时延约束最小开销路径. 第二步构造时延约束生成树. 扩展到对每一树外目的节点增加一个边. 第三步把每个边变成时延约束最小开销路径. 文献[23]提出建造时延和时延抖动约束多播树的算法, 它对视频点播、远程会议很有用. 它先建一个时延最短树 T_0 , 若该树不满足时延抖动约束, 在 T_0 中找最长时延路径, 从该路径出发构造可行树. 每次增加一个树外目的节点. 文献[24]提出的启发性算法允许时延界限是可变的. 它首先用 Dijkstra 算法建立最短路径树. 如果时延约束达不到要求, 则重新协商. 否则, 为降低开销, 反复精练该树, 以求得时延约束树. 但该树可能不是开销最小. 基本思想是不断用较小开销的路

径去替换树中的路径. 例 5 是一个替换的例子.

例 5^[7]. 图 5 中, 链路状态=(时延, 开销). 源节点 S , 目的节点集 (j, l, m, n) , 时延界限=4. 实线表示在多播树中, 虚线表示不在此树中. 图(a)中的路径 $s \rightarrow k \rightarrow n$ 被图(b)中的路径 $s \rightarrow n$ 所替换, 使开销减小了 1, 而时延仍满足要求.

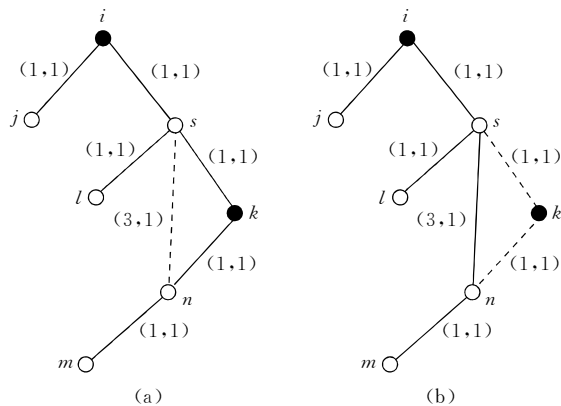


图 5 多播路由之例

4.2 分布式路由算法

文献[25]用分布式启发算法, 建造带约束的斯坦树. 每个节点保持一个距离向量, 存储它到其它每一个节点的最小时延. 每次叠代对多播树增加一个边. 消息传送分三步: (1)源节点广播一个“寻找”信息. 一个节点收到此消息, 去找树外节点的相邻链路, 不破坏时延约束, 并使选择函数最小. (2)把被选链路送给目的节点. (3)送出“添加”信息. 多次叠代后, 即可完成该斯坦树. 文献[17]提出通过发探测包, 分布式地建造多播树. 文献[26]提出了在不同域中建造多播树的生成-加入方法. 新成员广播一个加入请求信息, 树内节点送回一个单播回答消息. 新成员收到许多这种回答消息, 以确定是否存在可行路径.

5 无线网络路由^[27]

移动计算必须用无线网络, 无线网络的路由更加复杂. 如果能够对移动节点进行大致的定位, 无疑对路由是大有帮助的. 当然, 也有一些目的节点位置是固定的, 如管理中心. 但设计定位刷新方案以提供精确的目的节点信息甚至比路由还困难. 对于专用(ad hoc)网络包含无线主机, 它们之间的通信无固定拓扑结构. 例如传感器网络在灾难援救、会议及战斗环境下很有用, 都是无线专用网络. 由于现在, 全球卫星定位系统(GPS)接收器可以做得很小, 基于位置的路由方案是可行的. 路由协议规定了两种模

式:贪婪(greedy)和复原(recovery). 在贪婪模式下,路由按某种准则向目的节点尽量前进,而复原模式则是在贪婪失败的情况下采取的缓和步骤.

5.1 基于位置的路由

在基于位置的无线网络路由算法中,假定目的节点已知,其地址包含了位置信息. 由于主机可移动性和节点活动的变化,引起频繁的不可预料的拓扑变化. 利用位置信息的路由使得算法容易扩展. 已有的无线路由协议,如 AODV, DSDV, DSR, 不用地理位置,是不可扩展的. 实验表明,路由中考虑到地理位置,可以多送更多的包,耗费较少的网络资源,路由表也可减小. 随着户内/户外专用网的发展,基于位置的路由变得可行. 邻节点之间的距离可以用信号的强弱及在有向通信中的时延大小来估计. 交换这些信息可确定邻节点的相对座标. 若节点装有 GPS 接收器,可以通过卫星获得定位信息.

局部化的路由算法使每一个节点根据自己、邻节点和目的节点的地理位置,决定传送报文到哪个邻节点. 为了省电和节省带宽,在无线网络中最好用单路径策略,即任何报文任何时刻在网络中只有一个拷贝,不会使报文到处泛滥.

评价路由的优劣一般用跳数,也可以用所需的传输能量. 在保证投递中,投递率是一个重要的指标. 它是目的节点收到的报文数与由源节点送给它的报文数之比. 一般地,路由算法对高密度的图,投递率较高,而对平均出度小于 4 的图,投递率只有 50%. 而健壮的路由策略则要能处理由于网络动态而造成的定位偏离,并且能在碰到障碍物或噪声的情况下传送报文.

无线网络一般用单一频率通信到其邻节点,但在传输半径内的所有邻节点都能听到.

5.2 贪婪一面一贪婪(GFG)路由方案

如果某一节点,除它本身之外,没有更接近目的

节点的邻节点,则称为凹节点. 凹节点通知其邻节点,由它们继续贪婪路由,而自己则拒绝传送该报文. 每一个节点的每一报文都记录它的凹邻节点. 在连通平面图中,由边所包围的区域,如果在区域内既不包含图的节点,又不包含图的边,则称为一个面. 给定一个平面图,用以下方法可以构造一个加百利(Gabridl)子图. 对于两个邻节点 U, V , 边 UV 属于加百利子图,当且仅当以 UV 为直径的圆内没有其它节点 W . 可以证明,若 G 是连通的,则其加百利子图 GG 是连通的, $G \cap GG$ 也是连通的.

面路由用左手规则(逆时针)在面传送,但不允许循环. 例如 $M \rightarrow J \rightarrow W$ 使 $\angle MJW$ 最小(认为 $\angle MJM = 2\pi$),如果前进边与想象的 SD (源和目的的连线)相交,则从一个面换到另一个相邻的面,并且更换规则(逆时针 $\leftrightarrow$ 顺时针). 但如果所选面是在 SD 的同一边,则换面不换规则.

贪婪一面一贪婪路由是先尽量使用贪婪模式,达到一个凹节点后改面路由. 只要有一个邻节点比来到复原状态的凹节点更接近目的节点,算法转回贪婪模式.

例 6^[27]. 设一个无线网络的加百利子图如图 6 所示. 考虑 S 到 D 的路由. 如果用面路由策略,由于 $\angle CSD < \angle RSD$,在 F_1 面上, $S \rightarrow C$,按逆时针, $C \rightarrow R$. 但 CR 与 SD 相交,所以换到面 F_2 . 顺时针, $R \rightarrow L \rightarrow C$. LC 与 SD 相交,换到 F_3 . 逆时针, $C \rightarrow E$. CE 与 SD 相交,换到 F_0 ,于是走 $ELRSABFGIWK$ 到达目的. 如果用 GFG 路由算法,则先用贪婪路由 $S \rightarrow C \rightarrow E$. E 是凹接点,转面路由, $E \rightarrow C \rightarrow B \rightarrow F$. 其邻接点 G 比 E 更接近目的,于是转入贪婪模式, $F \rightarrow G \rightarrow H \rightarrow D$. 考虑 K 到 D 的路由. 用面路由则为 $KMJWUUD$ 经过面 F_4, F_5 . 而用 GFG 路由,则只需贪婪模式 $KMVD$ 可达. 无需复原模式.

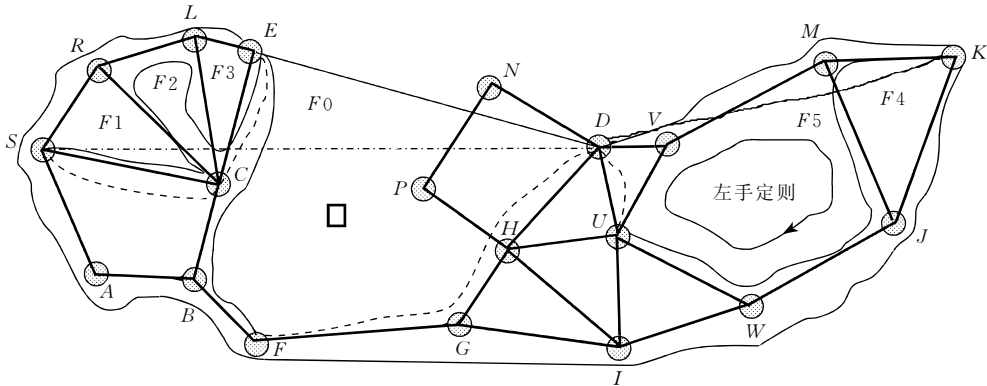


图 6 无线网络路由之例

贪婪算法性能对于密图来说,接近最优短路径算法,但对稀疏图,投递率低.今后,还应该研究三维空间定位,及由于移动引起的循环路由.

6 结束语

通过本文的综述,可以得到如下几点看法:

(1) 计算机网络路由的重要性和困难性

路由是网络的一项基本功能,而服务质量路由对未来高速网络数字化音像的传输和分发是一个关键的网络功能.它的目的有二:一是找出最优或满足要求的路由;二是有效利用网络资源.这二者常常是矛盾的.找出最好的路径常常需要更多、更精确实时的信息、更复杂的计算.而这恰恰需要更多的网络资源,降低连接成功率或者使整个网络中的运行流数不能达到最大.

(2) 分级分类和统一协调的路由

由于网络的庞大,分级路由势在必行.在一个较小的范围内,源路由算法能有效地得到高质量的路由.在较大范围内,必须采用局部化的分布式路由.而在全世界范围内,不但由于技术原因,也由于安全、政治和社会的原因必须采用分级路由.但统一协调是不可缺少的.高级节点有责任向外部提供某些信息,并接收外部的某些要求.由于网络传送的信息差别很大,对信道的要求各异,因而最优路径的标准不同,需要路径满足的服务质量要求也不同.所以需要分类路由,地址信息中应包含数据类别的信息,调度算法也应有所改变.

(3) 对路由算法的三性要求

① 一般性

多媒体应用在带宽、时延、时延抖动、花费等方面有不同的服务质量要求.从网络设计者来说,希望有一个一般的路由算法,能够针对不同类型的服务质量要求,执行不同的路由策略.该算法使用相同的报文和计算结构.根据源和目的地址(集)以及欲传的信息类型,产生出指定的与服务质量相关的路由策略的程序.

② 可扩展性

当网络基础设施扩大、能力增强、技术进步,路由算法应能适应新的应用和环境.因为更换新的路由算法常常带来新问题.这一点是用电话网的沉痛教训换来的.

③ 简单性

路由部件应尽量降低时间/逻辑复杂性,容易有

效实现、排错和评估.并且易懂,容易维护和更新.

三性要求可能会有矛盾的,需要适当折衷.目前我们在网络基础研究方面有两个思想障碍.一个认为路由器的硬件和软件都已成型,不大可能改动.这种想法从工程和技术开发角度来说有道理,但是从基础研究的角度讲,如果束缚在已有的协议、RFC和设备的范围内,原创性的工作就很难做了.只有基础研究做得很充分,使工业界感到可用,工业界自然会有办法采用这些成果.另一个是实用.要求实用或者说在某一工程项目中立刻可用,这可以理解.但是从长远看,今天看来不实用的东西,明天可能是实用的.这正是基础研究生命力之所在.在路由算法上的创新是大有可为的.期待着我国学者在路由算法上的原始性创新.

参 考 文 献

- 1 Min Y. Past and Future of Computing Science. *Progress in Natural Science*, 2000, 10(10): 877~883 (in Chinese)
(闵应骅. 计算科学的回顾与前瞻. *自然科学进展*, 2000, 10(10): 877~883)
- 2 Dijkstra E. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1959, 1: 269~271
- 3 Bellman R E. *Dynamic Programming*. Princeton, NJ: Princeton University Press, 1957
- 4 Gao F, Li Z C, Min Y *et al.* A fault-tolerant routing strategy based on extended safety vectors in hypercube multicomputers. *Chinese Journal of Computers*, 2000, 23(3): 248~254 (in Chinese)
(高峰, 李忠诚, 闵应骅, 吴杰. 超立方体多处理机系统中基于扩展安全向量的容错路由. *计算机学报*, 2000, 23(3): 248~254)
- 5 Tian S H. A fault-tolerant routing strategy based on extended optimal path matrices in hypercube multi-computers. *Chinese Journal of Computers*, 2002, 25(1): 87~92 (in Chinese)
(田绍槐. 超立方体多处理机系统中基于扩展最优通路矩阵的容错路由. *计算机学报*, 2002, 25(1): 87~92)
- 6 Chen Jianer, Wang Guo-Jun, Chen Song-Qiao. Locally subcube-connected hypercube networks: Theoretical analysis and experimental results. *IEEE Transactions on Computers*, 2002, 51(5): 530~540
- 7 Chen Shi-Gang, Klara Nahrstedt. An overview of quality of service routing for next-generation high-speed networks: Problems and solutions. *IEEE Network*, 1998, 3(6): 64~79
- 8 George Apostolopoulos, Roth Gudrin, Sanjay Kamat, Satish K Tripathi. Quality of service based routing: A performance perspective. In: *Proceedings of ACM SIGCOM'98*, Canada, 1998. 17~28
- 9 Wang Z, Crowcroft J. QoS routing for supporting resource res-

ervation. IEEE JSAC, 1996,14(7):1228~1234

10 Ma Q, Steenkiste P. Quality-of-service routing with performance guarantees. In:Proceedings of the 4th International IFIP Wksp, QoS, 1997

11 Roth A GuCrin, Ariel Orda. QoS routing in networks with inaccurate information: Theory and algorithms. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1999,7(3):350~364

12 Awerbuch B *et al.* Throughput-competitive on-line routing. In:Proceedings of the 34th Annual Symposium Foundations of Computer Science, Palo Alto, CA,1993. 32~40

13 Chen S, Nahrstedt K. On finding multi-constrained paths. In: Proceedings of IEEE ICC'98, Germany,1998. 874~879

14 Salama H F, Reeves D S, Viniotis Y. A distributed algorithm for delay-constrained unicast routing. In:Proceedings of IEEE INFOCOM '97, Japan, 1997. 84~91

15 Cidon I, Rom R, Shavitt Y. Multi-path routing combined with resource reservation. In:Proceedings of IEEE INFOCOM '97, Japan,1997. 92~100

16 Shin K G, Chou C-C. A distributed route-selection scheme for establishing real-time channel. In:Proceedings of the 6th IFIP International Conference High Performance Networking, Ireland, 1995. 319~29

17 Chen S, Nahrstedt K. Distributed quality-of-service routing in high-speed networks based on selective probing. In:Proceedings of the 23rd Annual Conference on Local Area Networks (ICN'98), Boston, MA,1998. 80~89

18 Srihari Nelakuditi, Zhang Zhi-Li. A localized adaptive proportioning approach to QoS routing. IEEE Communications Magazine, 2002,40(6):66~71

19 Timothy G Griffin, E Bruce Shepherd, Gordon Wilfong. The stable paths problem and interdomain routing. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2002,10(2):232~243

20 Kou L, Markowsky G, Berman L. A fast algorithm for steiner tree. Acta Informatica, 1981, 15: 141~45

21 Takahashi H, Matsuyama A. An approximate solution for the Steiner tree problem in graphs. Mathematica Japonica, 1980

22 Kompella V P, Pasquale J C, Polyzos G C. Multicast routing for multimedia communication. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993

23 Rouskas G N, Baldine I. Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints. IEEE JSAC, 1997,15(3): 346~356

24 Zhu Q, Parsa M, Garcia-Luna-Aceves J J. A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting. In: Proceedings of IEEE INFOCOM'95, Boston, MA, 1995. 377~385

25 Kompella V P, Pasquale J C, Polyzos G C. Two distributed algorithms for multicasting multimedia information. In: Proceedings of ICCCN'93, San Diego, CA, 1993. 343~349

26 Carlberg K, Crowcroft J. Building shared trees using a one-to-many joining mechanism. Computer Communication Review, 1997,27(1): 5~11

27 Ivan Stojmenovic. Position-based routing in Ad Hoc networks. IEEE Communications Magazine, 2002,40(7):128~134



MIN Ying-Hua, born in 1935, professor, Ph. D. supervisor. He served on several editorial boards of international journals and numerous program committees, or served as program chairs or general chairs of IEEE international conferences, and thus received the meritori-

ous service award from IEEE Computer Society in 2001. Now he chairs the steering committee of IEEE International Workshop on RTL and High Level Testing (WRTLTL). His research interests include electronic testing, fault-tolerant computing, and computer networking. He is a Fellow of IEEE, a Golden Core member of IEEE Computer Society, and a member of ACM.