

一种应用于不对称网络中的生成树拓扑抽象算法

雷 蕾 郭 林 纪越峰

(北京邮电大学电信工程学院 北京 100876)

摘 要 该文提出了一种应用于不对称网络中的拓扑抽象算法,能够完全保留网络的不对称拓扑信息,从而减小了由于拓扑抽象引起的信息失真。该算法通过构建 3 个不同的生成树抽象拓扑,使所有的不对称信息都能够被包含在抽象拓扑中,且保持了抽象拓扑较小的空间复杂度。仿真结果表明所提出的拓扑抽象算法具有良好的实际性能。

关键词 不对称网络, 拓扑抽象, 分层路由, 生成树

中图分类号: TN915.02

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2006)10-1917-04

Research of Topology Aggregation in Asymmetric Networks

Lei Lei Guo Lin Ji Yue-feng

(Telecommunication Engineering School, Beijing University of Posts and Telecommunication, Beijing 100876, China)

Abstract This paper presents a topology aggregation algorithm for asymmetric networks, which can keep all the asymmetric topology information, so that topology information distortion can be reduced. The algorithm constructs three spanning tree aggregated topologies to include all the asymmetric information with small space complexity. Simulation results show the good practical performance of the proposed algorithm.

Key words Asymmetric networks, Topology aggregation, Hierarchical routing, Spanning tree

1 引言

为实现网络的可扩展性与安全性,无论是IP网络,ATM网络还是近年来出现的自动交换光网络(Automatic Switched Optical Networks, ASON)^[1,2],都采用分层多域的网络结构。在分层网络中,每一个路由域的拓扑信息首先通过特定的拓扑抽象算法加以抽象才能发布到网络中的其他路由域。这样,每个路由域只维护自身的详细拓扑信息以及其他域的抽象拓扑信息,从而大大减少了网络中需要存储和发布的信息量。然而,由于抽象的拓扑信息往往不够准确,从而导致根据此信息选择的“可行”路由实际上并不能满足业务的服务质量等级(Quality of Service: QoS)要求。性能良好的拓扑抽象算法试图在两者之间找到最佳平衡点。

拓扑抽象过程通常包含两个步骤:第 1 步被称做“全连通图构建”,通过在每对边界节点之间构建一条逻辑链路,形成一个边界节点的全连通图抽象拓扑。根据不同的 QoS 路由算法,每条逻辑链路与一个或多个 QoS 参数相关联。QoS 参数可以是加性的,如时延等;也可以是限制性的,如带宽等。这些参数从原拓扑上边界节点间路径的 QoS 参数得到。第 2 步被称作“全连通图压缩”,全连通图抽象拓扑被进一步压缩为一个更加稀疏的拓扑结构,如树形或星形拓扑。经过抽象的拓扑及其相应的 QoS 参数被发布到其他路由域。如果在某一路由域内的一个节点接收到另一个路由域的树形或星形拓扑,它需要首先将此拓扑解码为全连通图拓扑,才能

在此拓扑上进行路由选择。

近年来,大部分对拓扑抽象问题的研究都以对称网络为研究对象^[3-5]。然而,不对称网络却更接近实际网络模型,而且不对称网络的拓扑抽象问题比对称网络复杂得多。文献[6]提出将不对称网络中每对边缘节点间两条反向链路用一条无向链路代替,将不对称网络转化为一个对称网络,再将用于对称网络的拓扑抽象方法应用于其上。这种方法虽然简单,却完全丢失了原网络中的不对称信息。本文将提出一种算法,能够将文献[5]中提出的用于对称网络的生成树拓扑抽象算法应用于不对称网络中。该算法不但能够完全保留原网络中的不对称信息,还保持了生成树拓扑抽象算法的空间复杂度。

本文的第 2 节介绍了生成树抽象原理及不对称网络模型;在第 3 节提出了将生成树抽象算法应用于不对称网络的 TM 算法;在第 4 节对仿真结果进行了分析;最后给出了结论。

2 拓扑抽象模型

2.1 生成树拓扑抽象原理

用一个三维向量(V, B, E)表示一个域,其中 V 为域内节点集合, $B \subseteq V$ 为域边界节点集合, E 为连接 V 中节点的双向链路集合。此域的全连通图抽象拓扑用(B, L_m)表示,其中 L_m 为每对边界节点之间的逻辑链路。每条逻辑链路都存在一个对应的权值。此权值等于逻辑链路边界节点之间在原拓扑中最短路径的权值。

在采用最小生成树抽象方法的情况下,带有 $O(|B|^2)$ 个逻辑链路的全连通图抽象拓扑将被进一步抽象压缩为带有

2005-02-06 收到, 2005-07-08 改回

国家杰出青年科学基金(60325104), 国家 863 计划(2005AA122210), 教育部科学技术研究重大项目(0215)和教育部高校博士点基金(20040013001)资助课题

$O(|B|)$ 个逻辑链路的最小生成树抽象拓扑。用 (B, L_t) 表示压缩后的拓扑, 其中 L_t 为逻辑链路集合。由于 $L_t \subseteq L_m$, 用 L_{m-t} 表示 $L_m - L_t$ 中的逻辑链路集合。其中, 集合 L_m 的基数为 $|B|(|B|-1)/2$, L_t 的基数为 $|B|-1$, L_{m-t} 的基数为 $1/2|B|^2 - 3/2|B| + 1$ 。当在接收端将生成树拓扑解码为全连通图拓扑时, 逻辑链路 $(u, v) \in L_t$ 的权值可以直接从生成树拓扑中得到, 而逻辑链路 $(u, v) \in L_{m-t}$ 的权值则无法直接得出。根据最小生成树的性质可以推出如下定理:

定理 1 对于任何逻辑链路 $(u, v) \in L_{m-t}$, 此链路的权值 $w(u, v)$ 满足如下不等式:

$$\max_{(i,j) \in P_{uv}} w(i, j) \leq w(u, v) \leq \sum_{(i,j) \in P_{uv}} w(i, j) \quad (1)$$

其中 P_{uv} 为逻辑链路 (u, v) 的端节点在最小生成树上的唯一路径。

文献[4]提出, 当最小生成树拓扑解码为全连通图抽象拓扑时, 可以根据定理 1 得到逻辑链路 $(u, v) \in L_{m-t}$ 权值的上界或下界作为这些逻辑链路的估计权值。然而此方法会引入较大的权值失真。文献[5]提出一种单点逼近算法(SP), 能够较大程度地减少失真。用 $w^{lb}(u, v)$ 代表链路 (u, v) 权值的下限, $w^{ub}(u, v)$ 代表上限, $w^*(u, v)$ 代表解码后的估计值, 则SP算法的步骤为

(1) 根据式(2)计算一个浮点值 dp^* :

$$dp^* = \frac{\sum_{(u,v) \in L_{m-t}} ((w(u, v) - w^{lb}(u, v)) \times (w^{ub}(u, v) - w^{lb}(u, v)))}{\sum_{(u,v) \in L_{m-t}} (w^{ub}(u, v) - w^{lb}(u, v))^2} \quad (2)$$

(2) 此浮点值与抽象拓扑一起发布到其它域, 在将生成树拓扑解码为全连通图拓扑时, 用式(3)计算链路的估计权值。

$$w^*(u, v) = w^{lb}(u, v) + dp^* \times (w^{ub}(u, v) - w^{lb}(u, v)) \quad (3)$$

2.2 不对称网络模型

令 $w(v, u)$ 和 $w(u, v)$ 为一对节点之间两条方向相反的链路 (v, u) 和 (u, v) 的权值。则 $\rho_{uv} = w(u, v) / w(v, u)$ 为节点 u 和 v 的不对称因子。 $\rho = \max_{(u,v) \in E} (\rho_{uv})$ 为域 $G(V, B, E)$ 的不对称常数。如第1节所述, 一种处理不对称网络的AS算法是在每对边缘节点间用一条无向链路代替原有的两条反向链路, 无向链路权重 $w_k(v, u) = \sqrt{w(v, u) \times w(u, v)}$ 。然而, 这种方法存在两个问题。首先, 链路的不对称信息完全丢失。其次, 在2.1节中已经指出, 由于全连通图抽象拓扑中的权值是从原拓扑中计算最短路径权值得到的, 因此全连通图抽象拓扑的各条边满足三角形不等式。由全连通图拓扑得到的最小生成树拓扑可以根据这一性质得到链路权值的上限。然而, 由AS算法得到的对称图形某些链路可能会失去三角形不等式性质, 从而使SP算法由于无法得到权值上限而无法应用。下面将介绍本文提出的不对称网络拓扑抽象算法, 能够彻底解决上面的两个问题。

3 不对称网络拓扑抽象算法 TM

首先分析同对称网络相比, 不对称网络所增加的信息量。与对称网络相比, 不对称网络不但与每个节点对相关链路的权值数加倍, 而且还增加了每个权值所对应的链路的方向信息。因此, 不对称网络的信息量是对称网络的3倍。例如, 在图1(a)所示的对称网络中, 只有1个代表链路权值的整数1需要与节点对1和2相关联。然而, 在图1(b)所示的对称网络中, 一个三维向量(1, 10, 0)需要同节点对1和2之间相关联。其中, 1和10代表链路的权值, 而0指示较大的权值与从小编号节点指向大编号节点的链路相关联。

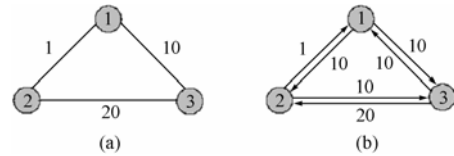


图1 (a) 对称图形 (b) 不对称图形

Fig.1 (a) Symmetric graph (b) Asymmetric graph

下面介绍本文提出的不对称网络拓扑抽象方法。假设在拓扑抽象的第1步中, 已经得到了一个有向全连通图 $\vec{M}$ 。 $\vec{M}$ 中每条有向链路 (u, v) 的权值表示为 $w(u, v)$ 。本文提出的算法步骤如下:

步骤 1 基于有向全连通图 $\vec{M}$ 构建无向图 M_u 和 M_l 。假设节点 u 的编号小于节点 v , 即 $u < v$ 。则, 对于 M_u 和 M_l , 分别有:

$$w_{M_u}(u, v) = w(u, v), \quad u < v$$

$$w_{M_l}(u, v) = w(v, u), \quad u < v$$

其中 $w_{M_u}(u, v)$ 和 $w_{M_l}(u, v)$ 为分配给 M_u 和 M_l 中每个无向链路 (u, v) 的权值。

实际上, M_u 可以表示为 $\vec{M}$ 的上三角拓扑矩阵, 而 M_l 可以表示为 $\vec{M}$ 的下三角拓扑矩阵。对于图1(b)所示的不对称图形来说, 它所对应的 M_u 和 M_l 如图2(a)和图2(b)所示。

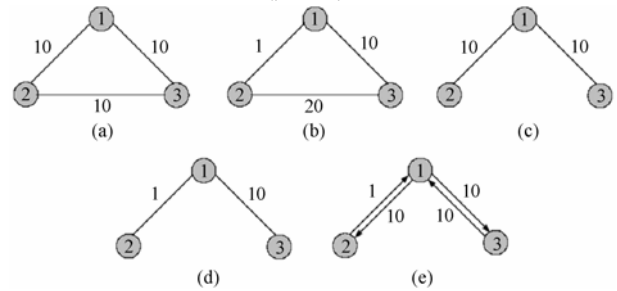


图2

Fig.2 (a) M_u (b) M_l (c) T_u (d) T_l (e) $\vec{T}$

可以在两个无向全连通图 M_u 和 M_l 上应用最小生成树抽象, 在解码时采用下限解码方法。令 M_u 解码后的链路权值表示为 $w_{M_u}^*(u, v)$, 而 M_l 解码后的链路权值表示为 $w_{M_l}^*(u, v)$ 。由于 $\vec{M}$ 中各链路的方向已经隐含在 M_u 和 M_l 中, 因此我们可以得到 $\vec{M}$ 中各链路解码后的权值如下:

$$w^*(u, v) = \begin{cases} w_{M_u}^*(u, v), & u < v \\ w_{M_l}^*(u, v), & u > v \end{cases}$$

然而, 由于 M_u 和 M_l 上的部分链路不满足三角形法则 (如图 2(b)), SP 算法却无法应用于 M_u 和 M_l 上。为此, 必须采用下列步骤。

步骤 2 计算 M_u 和 M_l 的最小生成树, 分别表示为 T_u 和 T_l 。图 1(b)所示的不对称图形的 T_u 和 T_l 分别如图 2(c)和图 2(d)所示。

如上面所分析, 对于不在这两个生成树上的链路, 目前只能得到它们权值的下界。为了能得到这些链路权值的上界, 从而应用 SP 算法, 再构建另一个有向图。

步骤 3 基于 T_u 构建一个有向图 $\bar{T}_u$ 。将 T_u 上的每一条无向链路都替换为一对有向链路, 每条有向链路的权值如下:

$$w_{\bar{T}_u}(u, v) = \begin{cases} w(u, v), & (u, v) \in T_u \\ \infty, & \text{其它} \end{cases}$$

图 2(e)所示为图 1(b)的 $\bar{T}_u$ 。

步骤 4 到目前为止, 共得到 3 个树图, $\bar{T}_u$, T_u 和 T_l 。将这 3 个树图发布到网络的其他域。假设原有向图 $\bar{M}$ 中有一条链路 (u, v) 不包含在这 3 个树图的任何一个中, 则可以通过如下方法得到该链路权值的上界和下界:

权值的上界可以通过计算 $\bar{T}_u$ 中节点对 u 和 v 之间的唯一路径的权值得到。例如, 根据图 2(e)中链路(2, 3)和链路(3, 2)的权值上界可以有如下计算:

$$w^{ub}(2, 3) = w(2, 1) + w(1, 3) = 1 + 10 = 11$$

$$w^{ub}(3, 2) = w(3, 1) + w(1, 2) = 10 + 10 = 20$$

如果 $u < v$, 权值下界可以通过根据 T_u 上节点 u 和 v 之间唯一路径上权值最大的链路权值得到。例如, 对于链路(2, 3), 权值下界可以从图 2(c)中得到:

$$w^{lb}(u, v) = \max(w(1, 2), w(1, 3)) = \max(10, 10) = 10$$

如果 $u > v$, 权值下界可以通过根据 T_l 上节点 u 和 v 之间唯一路径上权值最大的链路权值得到。例如, 对于链路(3, 2), 权值下界可以从图 2(d)中得到:

$$w^{lb}(3, 2) = \max(w(1, 2), w(1, 3)) = \max(1, 10) = 10$$

一旦得到了这些抽象过程中丢失的链路权值的上界和下界, 即可应用 SP 算法。由于此处理不对称网络的方法需要得到有向图的上三角矩阵和下三角矩阵, 因此称为三角矩阵(TM)方法。

现在分析TM方法的空间复杂度。通过上面的讨论, 可以看出 3 个树图 $\bar{T}_u$, T_u 和 T_l 的链路状态需要被发布到其他的域。假设使用 OSPF-TE 路由协议, 由于 T_u 和 T_l 都是无向树, 对于每个无向链路, 只需产生一个 LSA。收到这些 LSA 的节点需要能够区分用来构建 T_u 的链路和用来构建 T_l 的链路。因此, 在 T_u 上链路的 LSA 中, 总是让小编号节点作为源节点, 大编号节点作为目的节点。而对于 T_l 上链路的 LSA 则相反。为了构建 $\bar{T}_u$, 在 T_u 上链路的 LSA 中需要加入一个浮

点数以表示此节点对的不对称因子, 除非这个节点对在 T_l 上已存在一条链路。因此, TM 方法需要的空间复杂度为 $2|B|-2$ 个 LSA, 少于 $|B|$ 个浮点数的不对称因子, 以及 2 个浮点数的 dp^* 值。很显然, 总的空间复杂度仍为 $O(|B|)$ 。

4 仿真结果

通过仿真对提出的 TM 算法性能进行分析, 并且与文献[6]提出的 AS 算法进行比较。两种算法都与最小生成树抽象加 SP 优化算法相结合使用。其中 AS 算法所需发布的信息为 $|B|-1$ 个 LSA 和一个浮点数, 空间复杂度也为 $O(|B|)$ 。

仿真中假设每个业务请求都具有时延约束, 比较的性能指标为网络中的误拒绝数(w.r.n.), 误接受数(w.a.n.), 误(拒绝+接受)数(w. (r.+a.) n.). 误拒绝指当路径的估计时延值小于业务请求的时延约束, 而实际时延值大于业务请求的时延约束时, 业务请求会被源节点接受, 但在路径建立过程中发现并不可行而最终被拒绝。误接受指当路径的估计时延值大于业务请求的时延约束, 而实际时延值小于业务请求的时延约束时, 业务请求实际上可以被支持, 却被源节点拒绝。仿真中记录所有业务请求到达网络后的误拒绝数和误接受数, 并将两者相加以比较两种算法的综合性能。

仿真中使用随机生成的 300 节点网络拓扑。网络中包含 10 个域, 且每个域平均包含 30 个节点。对于每条双向链路, 随机产生一个 1 到 5 之间的整数以及一个 15 到 20 之间的整数, 作为两个方向链路的时延值。每个时延值对应的链路方向是随机选择的。网络的连接到达率为泊松分布, 连接持续时间为指数分布。将业务请求的时延约束以步长为 3 的速度从 4 增加到 25。

图 3, 图 4 和图 5 分别给出两种抽象算法的误接收数, 误拒绝数, 以及误(拒绝+接收)数。从图中可以看出, 无论是何种性能指标, TM 均远远小于 AS。这是由于, TM 算法通过构建三个生成树抽象拓扑完全保留了网络的不对称信息, 而 AS 算法却将这些信息完全丢弃。而且, AS 算法构造的对称全连通图抽象拓扑中部分链路丧失了三角形不等式性质, 从而使 SP 优化算法的性能受到影响, 而 TM 算法彻底解决了这一问题。使用本文提出的不对称网络拓扑抽象算法可以大大减少源节点由于拓扑信息不准确而导致的路由决策错误数, 提高网络的性能。

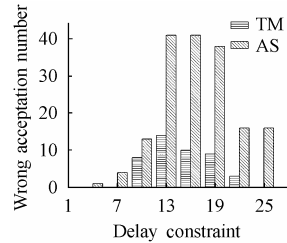


图 3 误接收数与时延约束的关系
Fig.3 Wrong acceptance number vs. delay constraint

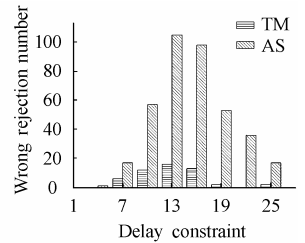


图 4 误拒绝数与时延约束的关系
Fig.4 Wrong rejection number vs. delay constraint

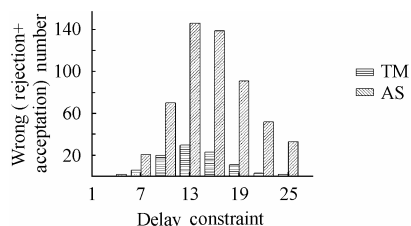


图 5 误(拒绝+接收)数与时延约束的关系

Fig.5 Wrong (Rejection+Acceptation) number vs. delay constraint

5 结束语

本文提出一种用于不对称网络中的拓扑抽象算法 TM。该算法通过构建 3 个不同的生成树抽象拓扑,能够得到所有在抽象过程中丢失的链路权值的上限和下限,从而能够使用对称网络中的 SP 算法计算链路的估计权值。与传统的不对称网络拓扑抽象算法相比, TM 算法使所有的不对称信息都能够被包含在抽象拓扑中,从而减小了由于拓扑抽象引起的信息失真,且保持了抽象拓扑较小的空间复杂度。仿真结果表明,采用本文所提出的拓扑抽象算法后网络中由于信息失真引发的路由决策错误数远远小于采用传统的不对称网络拓扑抽象算法后引发的路由决策错误数。这说明 TM 算法具有良好的实际性能。

参 考 文 献

[1] ITU-T Rec. G.8080/Y.1304. Architecture for the Automatically

Switched Optical Network (ASON). Nov. 2001.

- [2] ITU-T Rec. G.7715/Y.1706. Architecture and Requirements for Routing in the Automatically Switched Optical Network. June 2002.
- [3] Lui K -S, Nahrstedt K, Chen S. Routing with topology aggregation in delay-bandwidth sensitive networks. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 2004, 12(1): 17-29.
- [4] Lee W C. Spanning tree method for link state aggregation in large communication networks. Proc. IEEE INFOCOM, Boston, MA, USA, 2-6 April, 1995: 297-302.
- [5] Lee W C. Minimum equivalent subspanner algorithms for topology aggregation in ATM networks. Proc. 2nd Int. Conf. on ATM (ICATM), Colmar, France, 21-23 June, 1999: 351-359.
- [6] Lei L, Ji Y. A spanning tree based QoS aggregation algorithm in hierarchical ASON. *IEEE Communications Letters*, 2005, 9(5): 459-461.
- [7] Awerbuch B, Shavitt Y. Topology aggregation for directed graphs. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 2001, 9(1): 82-90.

雷 蕾: 女, 1980 年生, 博士生, 研究方向为智能光网络的路由与恢复等。

郭 林: 男, 1980 年生, 硕士生, 研究方向为智能光网络的路由与恢复等。

纪越峰: 男, 1960 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为光波技术与宽带通信网等。