

文章编号:1001-9081(2010)06-1443-04

基于 Kautz 图的服务覆盖网带宽约束路由算法

王玉林¹, 游红², 李广军³

(1. 电子科技大学 计算机科学与工程学院, 成都 611731;

2. 中国人民解放军 78179 部队, 成都 611731; 3. 电子科技大学 通信与信息工程学院, 成都 611731)

(wyl@uestc.edu.cn)

摘要:为实现服务覆盖网(SON)的服务质量保证路由,提出了一种完全分布式的带宽约束路由算法(DBRRA)。该算法以反映网络实时特性的可用带宽为路由度量,每个节点仅保持部分链路的状态,利用 Kautz 图的自路由特性实现带宽约束的分布式路由选择。该算法具有计算复杂性低、附加开销小、自适应性强、不产生回路等优点。仿真结果表明,DBRRA 的路由成功率接近基于全局状态带宽约束路由算法。

关键词:Kautz 图;服务覆盖网;带宽约束路由;服务质量

中图分类号:TP393.01 **文献标志码:**A

Routing algorithms with constrained bandwidth in service overlay networks based on Kautz graphs

WANG Yu-lin¹, YOU Hong², LI Guang-jun³

(1. School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu Sichuan 611731, China;

2. Troops 78179 of the Chinese People's Liberation Army, Chengdu Sichuan 611731, China;

3. School of Communication and Information Engineering,

University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu Sichuan 611731, China)

Abstract: To realize QoS routing in Service Overlay Networks (SON), a fully distributed routing algorithm with constrained bandwidth, called Distributed Band Restricted Routing Algorithm (DBRRA), was presented in SON based on Kautz graphs. The algorithm used available network bandwidth, which reflected the network real-time characteristics, as routing metric. Each node maintained a part of link states in the network and routes with constrained bandwidth based on self-routing characteristics of Kautz graphs. This algorithm is of such advantages as lower computational complexity, lower additional load, strong adaptability and no loop. The simulation results show that the routing success ratio of DBRRA is close to the constrained bandwidth algorithm based on global link states.

Key words: Kautz graph; Service Overlay Network (SON); routing with constrained bandwidth; QoS

0 引言

当前有很多覆盖网应用在因特网上盛行,如文件共享 BitTorrent、网络电话 Skype、网络存储 OceanStore,以及网络电视等。覆盖网是部分因特网节点根据应用的需要在现有的网络层之上构建的一类特殊网络^[1]。由于历史的原因,因特网只提供尽力发送(best-effort)服务,网络层不区分业务的种类,而将网络资源公平地分给各类业务,在分组丢失、延迟等公平地对待各类业务。这种尽力发送的机制使网络层无法保证业务的服务质量(QoS)。覆盖网在不改变因特网下层网络结构的条件下能够支持各种新的应用并改善主机端到端传输的性能,但由于覆盖网络节点和链路状态的不确定性使得覆盖网应用不能提供 QoS 保证,阻碍了覆盖网的进一步发展和应用。研究覆盖网络的 QoS,构造具有 QoS 保证的覆盖网络已成为了覆盖网络研究的重要内容。

QoS 路由是 QoS 的重要组成部分,已经得到了广泛的研究,提出了很多的解决方案,如预计算方法^[2]等。但在这些研究当中,存在两种类型的假设前提:一种是网络中每个节点知道网络中所有链路的当前状态,在此假设下,研究的重点就

是如何在较小开销的条件下找到满足多个约束条件的路由,这种假设条件只能适用于网络规模比较小的情况^[3];当网络规模比较大时,相应的假设是采用分级的方式组织所有的网络节点,每个节点知道其所属域中的所有链路的当前状态,在此假设下,研究的重点是如何实现将处于不同域中的节点的映射到同一域中,由于映射关系的不完备性和其他域中链路状态的滞后性,限制了在此假设下提出的 QoS 路由算法在实际中的使用^[3]。

覆盖网络拓扑不受物理网络拓扑的限制,很多具有良好特性的拓扑结构得到了很好的应用,如 Chord、Tapestry、Pastry 是基于 hypercube 拓扑,CAN 是基于 d 维 torus 拓扑,Koorde 和 D2B 等是基于 de Bruijn 图,Viceroy 和 Ulysses 是基于 butterfly 拓扑。与 hypercube、de Bruijn、torus 等拓扑相比,Kautz 图具有一些更好的特性,如最优的网络直径等^[4-5]。

具有可加性的代价无法确切反映网络特性中的带宽和时延度量,尤其不能反映具有凹性的带宽。换言之,基于代价最优的算法不能保证其在真实网络中带宽使用最优。本文利用 Kautz 图的自路由特性,每个节点只知道部分链路状态,但通过多个节点的合作能够获知整个网络的链路状态,使 QoS 路

收稿日期:2009-12-24;修回日期:2010-02-25。 基金项目:国家自然科学基金资助项目(60676014)。

作者简介:王玉林(1977-),男,四川邻水人,博士研究生,主要研究方向:容错编码、P2P 网络存储;游红(1977-),女,四川简阳人,工程师,主要研究方向:P2P 网络、高性能计算;李广军(1950-),男,四川成都人,教授,主要研究方向:嵌入式系统、分布式存储系统。

属于一个闭环。

证毕。

定理 3 任意节点 u 的所有闭环上的所有节点的其他闭环上的边各不相同。

证明 反证法。由于节点 u 的一个闭环上所有节点的其他闭环上的边各不相同,只需假设 u 的两个闭环上的节点 x 和 y 的闭环有共同边 e ,由定理 2 可知,边 e 仅属于一个闭环,则 x 和 y 处于同一闭环上,这与假设相矛盾。证毕。

根据定理 2,一条边属于且仅属于一个闭环,相应地,该边的链路状态也仅在该闭环上传输。换言之,一个闭环上的任意节点知道该闭环上任意边的状态。为了让闭环上节点获得更多的链路状态信息,根据定理 1 和定理 3,一个闭环上的节点需要将该节点的其他闭环的整体状态在该闭环上传输。换言之,一个闭环上的任意节点知道该闭环上的其他节点的所有闭环的整体情况。综上所述,一个节点知道的网络链路状态仅限于其闭环上所有边的状态和闭环上的其他节点的所有闭环的整体状态。当一条边的链路状态发生变化时,首先在该边所在的闭环上传输,让该闭环上所有节点了解到该边的最新状态,如该边的链路状态变化引起了整个闭环的整体状态改变,则该闭环上的所有节点还需将该闭环的最新整体状态向该闭环上的所有节点的其他闭环上传输,让与该闭环相邻的其他闭环上的节点知道该闭环的最新整体状态。

在图 2 中,节点 120 知道的网络链路状态包括闭环 1202120 和 120120 各边的状态,闭环 20202、021021、21212、201021、0121012 的整体状态。当边 2020 状态变化时,节点 202 将这个变化绕闭环 2021202 传输,环上节点 021、212、120 都知道边 2020 的最新状态。当边 2020 的变化引起了闭环 2021202 整体属性变化,则闭环上节点 202、021、212、120 还需将闭环的最新属性转发给相应的其他闭环 20202、021021、21212、120120,其他闭环上的节点 020、210、102、121、201、012 都知道了闭环 2021202 的最新属性。

3 带宽约束分布式路由选择

可用带宽最能反映 K-SON 的实时特性,K-SON 的带宽约束路由旨在找到一条满足带宽约束的尽可能短的路径,与其他带宽约束路由不同的是每个 K-SON 节点只知道部分网络状态信息。根据 Kautz 图的闭环特性,一个节点的某个闭环的可用带宽为该闭环上除该节点的父节点到该节点的链路外的所有链路的可用带宽的最小值,每个 K-SON 节点知道其所有闭环上各条链路的可用带宽,及其闭环上的节点的其他闭环的可用带宽。在 Kautz 图的自路由特性和闭环特性的基础上,本文提出了 DBRRA。该算法的基本思想是给定源节点 s 和目的节点 t ,先由源节点确定 s 到 t 的最短路径为 $(st)_{\min}$,路径上每个节点总是根据先前确定的路径和自身所掌握的链路可用带宽信息修改先前确定的路径,选择满足带宽约束的尽可能短的路径的下一跳节点转发。

为了方便描述 DBRRA,首先对算法中使用的符号和函数进行说明。节点 u 到节点 t 的路径记为 (ut) , (ut) 经过 u 的闭环的边的集合为 $InnerCL_{(ut)}$, (ut) 经过 u 的闭环节点的其他闭环记为 $OutCL_{(ut)}$,函数 $Check_Free_Band()$ 为检查当前节点的边集合或闭环的可用带宽,函数 $Modify_Path(current_node, next_node)$ 为当前节点需要通过下一跳节点绕道到达目的节点时修改先前确定的路径,函数 $Left_Path_Check(next_node)$ 为以当前节点为先前确定的路

径的中点,判断下一跳节点是否在其左路径当中,函数 $Right_Path_Check(next_node)$ 判断下一跳节点是否在当前节点的右路径当中。DBRRA 的具体描述如下。

每个路由消息包括请求带宽 B_r 和从源节点 $s = s_1s_2 \cdots s_k$ 到目的节点 $t = t_1t_2 \cdots t_k$ 的预分配路径 (st) 。当节点 $u = u_1u_2 \cdots u_k$ 收到一个路由消息后,执行以下步骤。

- 1) 如果 $u = t$,则到达目的节点,请求成功,路由结束。
- 2) $Left_Path_Check(u_1u_2 \cdots u_kx)$,在子节点中去除已走过的节点。
- 3) 在剩余的字节节点中, $Check_Free_Band(u_1u_2 \cdots u_kx)$, $num1$ 为可用带宽大于或等于 B_r 的出边个数
Switch ($num1$) {
 Case 0: 请求失败,路由结束。
 Case 1: { 设该出边所连接的子节点为 v 。
 如果 $Right_Path_Check(v) = \text{TRUE}$,则直接向 v 转发,路由结束。
 否则, $Modify_Path(u, v)$,并向 v 转发,路由结束。}
 Default: 执行 4)。
4) $Check_Free_Band(InnerCL_{(ut)})$ 和 $Check_Free_Band(OutCL_{(ut)})$, $num2$ 为 u 到 t 的路径中满足带宽约束的路径数。
Switch ($num2$) {
 Case 0: { 选择 u 的闭环上的边和相应节点的闭环能最多满足带宽约束的路径为转发路径,设对应的下一跳节点为 v 。
 如果 $Right_Path_Check(v) = \text{FALSE}$, $Modify_Path(u, v)$,并向 v 转发;
 否则,直接向 v 转发。路由结束。}
 Case 1: { 设在满足条件的路径中 u 所连接的子节点为 v
 如果 $Right_Path_Check(v) = \text{TRUE}$,则直接向 v 转发,路由结束。
 否则, $Modify_Path(u, v)$,并向 v 转发,路由结束。}
 Default: { 如存在一条可达路径为 u 在 (st) 路径的全部或部分路径,则直接绕 (st) 路径转发,路由结束。
 否则,选择可用带宽最大的路径为转发路径,设对应的下一跳节点为 v , $Modify_Path(u, v)$,并向 v 转发,路由结束。}}

DBRRA 包括 4 个步骤:1) 为路由成功到达目的节点;2) 去除已走过的节点;3) 出边检查,若只存在一条满足条件的出边,则以该边为转发出边;4) 闭环检查。在存在多个满足带宽约束的出边情况,则检查符合带宽约束的出边所在闭环的内环和外环的可用带宽,符合条件的出边情况分 3 种:一种是只存在一个出边的内环和外环符合带宽约束,则向出边转发;另一种是存在多个,按预置路径和可用带宽最大优先级选择;最后一种是一个都不存在,则选择最长带宽约束路径转发,这里满足最长带宽约束路径指的是内环的边和所经过内环节点的其他闭环都能满足带宽约束的最长跳数的路径。

从上述 4 个步骤中可以得出,本算法的计算开销是 d 种情况的判断和修改,修改过程复杂度为常数,因此本算法的复杂度为 $O(d)$,其中 d 为 Kautz 图的基底。

4 性能分析与仿真结果

4.1 性能分析

定理 4 在 $K(d, k)$ 中,任意节点 u 的闭环长度最多为 $k+1$ 。

证明 在 $K(d, k)$ 中,任意两节点 u 和 v 的最短路径为 $(uv)_{\min}$,即 p 最大的 $(uv)_p$,当 $p=0$ 时, $(uv)_p$ 路径长度最大且为 k ,即任意两节点的最短路径长度为 k 。

由于节点 u 闭环由节点 u 到其子节点和子节点到 u 的最短路径两部分组成, 节点 u 到其子节点的路径长度为 1, 子节点到 u 的最短路径长度至多为 k , 所以 u 的闭环长度最短为 $k+1$ 。证毕。

定理 5 以 $K(d, k)$ 的边为顶点所组成的图是 $K(d, k+1)$ 。

证明 根据第 1 章中边的标识定义可知, 在 $K(d, k)$ 中, 各边的标识为 $u_1 u_2 \cdots u_k u_{k+1}$, 对 $1 \leq i \leq k, u_i \neq u_{i+1}$, 即为基底为 d , 长度为 $k+1$ 的 Kautz 串, 与该边相连的出边为对应于节点的所有出边, 其标识为 $u_2 u_3 \cdots u_k u_{k+1} a, a \in \{0, 1, \cdots, d\}$ 且 $a \neq u_{k+1}$, 根据定义 2 可知, 组成的图为 $K(d, k+1)$ 。证毕。

由定理 3 可知, $K(d, k)$ 图的边的个数为 $K(d, k+1)$ 图的顶点的个数。 $K(d, k)$ 图的边的个数为 $d^{k+1} + d^k$ 。

定理 6 在基于 $K(d, k)$ 图的覆盖网络中, 利用闭环进行链路状态更新的总代价最大为 $(k+1) \sum_{i=0}^{dk+1+dk} \rho_i$, 其中 ρ_i 为各链路状态变化的概率。

证明 由定理 4 和定理 5 可以直接得之。

在各链路状态变化的概率均等的情况下, 利用闭环进行链路状态更新的总代价最大为 $(k+1)(d^{k+1} + d^k)$ 。由此可以看出, 利用闭环进行链路状态更新的总代价与网络链路数和链路字符串长度成正比, 链路状态更新附加开销小。

4.2 仿真实验与结果分析

本文计算机仿真所采用的方法与文献[8]完全相同。覆盖网络的拓扑不受实际拓扑的限制, 因此仿真实验是基于 6 个 Kautz 图: $K(2, 5)$ 、 $K(2, 6)$ 、 $K(2, 7)$ 、 $K(3, 5)$ 、 $K(3, 6)$ 、 $K(3, 7)$ 。仿真网络中的节点数为 48 至 2916, 网络中各链路的初始可用带宽为 $[50, 100]$ 的随机数, 在每个网络中随机产生 1 000 个连接请求, 每个连接请求带宽为 $[1, 20]$ 的随机数, 连接请求的源节点 u 和目的节点 v 为总节点中随机产生。为便于比较, 在同样网络条件下的基于全局状态的集中式路由算法 CBBRA 也被实现, CBBRA 是理想情况下的最优算法。图 2 比较 DBBRA 和 CBBRA 在 6 个不同网络下各自的连接成功率。

从图 2 中可以看出, DBBRA 在任意网络规模的情况下所取得的路由成功率接近基于全局状态下的 CBBRA, 主要原因在于 DBBRA 所采用的分布式链路状态更新机制通过多节点的协同获知了所有的链路状态。

5 结语

本文在研究基于 Kautz 图的服务覆盖网的网络特性的基础上, 发现了一种基于闭环的分布式链路状态更新机制, 进而提出了一种带宽约束的分布式路由算法, 该算法具有复杂度低、额外负载低、自适应性强、不产生回路等优点。仿真研究表明, 该算法取得的带宽约束路由成功率在任意网络规模的情况下接近基于全局状态的路由算法。此外, 本文考虑了基于 Kautz 图的服务覆盖网的具有凹性的带宽约束路由问题, 对于具有可加性的时延约束、费用约束和多约束条件下的路由问题是今后研究的重点。

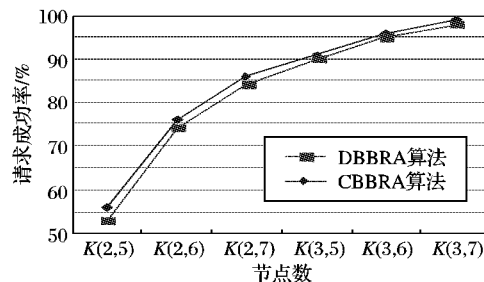


图2 DBBRA 和 CBBRA 带宽约束路由请求成功率

参考文献:

- [1] BUGRA G, LIU LING. A scalable peer-to-peer architecture for distributed information monitoring applications [J]. IEEE Transactions on Computer, 2005, 54(6): 767-782.
- [2] GUBB A, SPRINTSON A. Precomputation schemes for QoS routing [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2003, 11(4): 578-591.
- [3] MASIP-BRUIN X, YANNUZZI M, DOMINGO-PASCUAL J, et al. Research challenges in QoS routing [J]. Computer Communications, 2006, 29(5): 563-581.
- [4] 李东升, 卢锡城. P2P 网络中常量度数量拥塞的 DHT 方法研究 [J]. 中国科学: E 辑, 2004, 34(12): 1337-1358.
- [5] PANCHAPAKESAN G, SENGUPTA A. On a lightwave network topology using Kautz digraphs [J]. IEEE Transactions on Computer, 1999, 48(10): 1131-1138.
- [6] TVRDIK P. Necklaces and scalability of Kautz digraphs [C]// Proceedings of the International Parallel Processing Symposium. Washington, DC: IEEE Press, 1994: 409-415.
- [7] CHIANG W-K, CHEN R-J. Distributed fault-tolerant routing in Kautz networks [C]// Proceedings of the Third Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems. Washington, DC: IEEE Computer Society, 1992: 297-303.
- [8] 齐小刚, 刘立芳, 刘三阳. 基于距离向量深度的多约束路径选择算法 [J]. 电子学报, 2009, 37(1): 175-179.

(上接第 1442 页)

- [6] KUHN F, WATTENHOFER R, ZOLLINGER A. Asymptotically optimal geometric mobile Ad Hoc routing [C]// Proceedings of the 6th International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications. New York: ACM Press, 2002: 24-33.
- [7] KUHN F, WATTENHOFER R, ZHANG Y, et al. Geometric Ad Hoc routing: Of theory and practice [C]// PODC '03: Proceedings of the Twenty-second Annual Symposium on Principles of Distributed Computing. New York: ACM Press, 2003: 63-72.
- [8] KUHN F, WATTENHOFER R, ZOLLINGER A. Worst-case optimal and average-case efficient geometric Ad Hoc routing [C]// Proceedings of the 4th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing. New York: ACM Press, 2003: 267-278.

- [9] TAKAI M, MARTIN J, BAGRODIA R. Effects of wireless physical layer modeling in mobile Ad Hoc networks [C]// MobiHoc '01: Proceedings of the 2001 ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing. New York: ACM Press, 2001: 87-94.
- [10] KIM Y J, GOVINDAN R, KARP B, et al. Geographic routing made practical [C]// NSDI '05: Proceedings of the 2nd Symposium on Networked Systems Design & Implementation. Berkeley: USENIX Association Press, 2005: 217-230.
- [11] KIM Y J, GOVINDAN R, KARP B, et al. Lazy cross-link removal for geographic routing [C]// SenSys '06: Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. New York: ACM Press, 2006: 112-124.
- [12] GOLDSMITH A. Wireless communications [M]. Cambridge: Cambridge University Press, 2005: 24-50.