

文章编号: 1001-2486(2007)06-0070-05

分级 Δ -关键链路最小干涉路由算法*

孟兆炜, 苏金树, 涂 睿, 曹继军

(国防科技大学 计算机学院, 湖南 长沙 410073)

摘 要: 基于关键链路思想的最小干涉算法在优化网络资源利用率方面取得了显著成效。但有些情况下它对关键路径的判断并不准确, 并且对负载均衡考虑得较少。为此提出了一种新的基于分级 Δ -关键链路的启发式最小干涉算法, 该算法能够更好地识别某些特殊链路的关键程度, 并同时考虑了链路负载均衡的优化目标。模拟结果证明该算法在网络资源利用效率和链路负载分散方面效率得到了提高。

关键词: Δ -关键链路; 最小干涉; 路由; 流量工程

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A

Level Based Δ -Critical Links Routing Algorithm for Interference Minimizing

MENG Zhao-wei, SU Jin-shu, TU Rui, CAO Ji-jun

(College of Computer, National Univ. of Defense Technology, Changsha 410073, China)

Abstract: The critical link routing algorithm for interference minimizing has made a great success in optimizing the efficiency of network resources usage. Its method of critical links identification, however, is not very accurate in some circumstances, and it does not consider much about load balancing. This paper presents a new level based Δ -critical links routing algorithm for interference minimizing, of which the algorithm can identify critical links more precisely in some circumstances, and can perform load balancing better. Simulation results show that the algorithm proposed performs better in the resource utilization efficiency and load balancing.

Key words: Δ -critical link; interference minimizing; routing; traffic engineering

随着互联网的不断发展和接入端带宽的提升, 骨干网发生拥塞的风险也在不断提高。为了使网络能够更可靠地为用户提供 QoS 保证, 流量工程技术得到了广泛应用。流量工程是研究如何评价 IP 网络的性能以及优化 IP 网络性能的技术, 它主要包括如何对 Internet 流量进行测量、识别、建模以及控制的研究^[1]。约束路由技术是流量工程的重要实施手段之一。基于约束路由技术, 能够在路由选择过程中同时综合考虑流量工程的优化目标, 使得网络资源的利用更加均衡和高效, 避免拥塞的发生。

研究者们为流量工程目标优化的约束路由算法方面做了很多工作, 其中包括经典的最短路径算法和很多著名的负载均衡算法。Kodialam 等在 2000 年的 INFOCOM 会议上首次提出了一种新的思路, 即基于关键链路思想、最小化各个人出口对之间干涉的路由算法 MIRA (Minimum Interference Routing Algorithm)^[2]。文献[2]提出并研究了不同的人出口对之间潜在的竞争使用链路的问题, 命名为干涉现象。该算法在优化网络资源方面取得了较好的性能, 但是也存在一些需要改进之处: 一是作为启发式算法, 在某些情况下, 存在关键链路判定不准确的情况; 二是 MIRA 没有显式地考虑负载均衡。

因此本文提出了一种新的基于分级 Δ -关键链路的最小干涉算法。通过启发式地寻找分级的 Δ -关键链路来提高链路识别的准确性, 同时也考虑了负载均衡。模拟结果证明算法的性能有所提高。

1 相关研究

网络中广泛使用的最短路径算法的缺点是容易导致某些链路形成瓶颈, 从而导致资源利用率降

* 收稿日期: 2007-03-16

基金项目: 国家自然科学基金重大研究计划资助项目(90604006)

作者简介: 孟兆炜(1977—), 男, 博士生。

低。因此最宽最短路径(WSP)^[3]和最短最宽路径(SWP)^[4]试图在选择路径的时候考虑链路的容量,通过倾向选择容量较宽的链路来实现负载均衡。Kodialam 等则首次利用了 MPLS 网络入出口节点对已知的性质,指出在这些入出口对之间存在着互相竞争使用网络链路的关系,并把这种现象命名为干涉现象。他们首次提出了最小干涉路由算法 MIRA^[2],试图在寻路时使得各个人出口对之间的干涉最小,从而实现网络资源的优化利用。其具体方法是通过启发式地寻找关键链路并在路由选择时尽可能地绕开这些关键链路而实现的(所谓关键链路,是指当在此链路上路由某个人出口对间的 LSP 建立请求时,会造成其他人出口对间的最大流值下降的链路)。MIRA 算法对所有入出口对执行最大流计算并确定其关键链路集合,然后设计了一个启发式的链路加权函数,根据链路位于多少个人出口对的关键链路集合中来确定链路的权值,然后执行加权最短路径算法。

但是 MIRA 也存在一些缺陷。比较重要的一点就是,某些被 MIRA 认为是非关键的链路在有些情况下可能非常重要。Suri S 等通过三个示例拓扑——Parking Lot、Concentrator 和 Distributor 拓扑说明了这个问题^[5]。为解决此问题,一些算法采取的方法是不绝对地二分判定链路关键与否,而是通过一个链路加权函数来反映链路的的不同关键程度^[6-8]。另外一些研究者们采取的方法则是对关键链路概念本身进行改进。较有代表性的就是 Kar 等人提出的 Δ - 关键链路^[9]。MIRA 算法中,一条链路对于具体的入出口对是关键的,当且仅当在此链路上路由(当前请求的)一个单位的流将会导致入出口对的最大流值的降低。如果链路的容量减少一个单位,而此入出口对的最大流值并不减小,则认为这样的链路是非关键的。但是,当给定入出口对的非关键链路的容量减少大于一个单位时,此入出口对的最大流值仍有可能会减小,这说明原有的关键链路概念不能识别一些链路潜在的关键性。因此,Kar K 等人提出了一个更一般化的概念—— Δ - 关键链路,即如果链路的容量减小 Δ ,入出口对的最大流值减小,则称该链路为该入出口对的 Δ - 关键链路。 Δ - 关键链路的定义扩充了关键链路的范围,使得更多潜在的关键链路能被算法识别并在路由选择过程中加以考虑。

但是怎样选择所用的 Δ 值是一个问题。 Δ 取值过小的话,对算法解决在面对 Concentrator 和 Distributor 等拓扑时遇到的问题没有帮助; Δ 取值过大的话,则容易将过多的非关键链路包括到关键链路集合中,从而降低算法的性能。Xu 等提出对绝大部分普通链路采用一个 Δ 值,而对 Concentrator 拓扑的某些链路采用特殊的较大的 Δ 值^[10],这有助于解决在 Concentrator 拓扑中遇到的问题,但是难以推广到一般情况,欠缺普遍性。

Modi 等人提出了一种新的加权启发式路由算法 I-MIRA^[11],给出了一种简略地估计为使链路 l 对于某入出口对 (s, d) 来说成为 Δ - 关键链路所需的最小 Δ 值—— Δ_{sd}^l 的方法,即令

$$\Delta_{sd}^l = r(l) - f_{sd}^l \quad (1)$$

其中, $r(l)$ 是链路 l 的剩余带宽, f_{sd}^l 是 (s, d) 间达到最大流时链路 l 上承载的流量。基于 Δ_{sd}^l 的估计,该文作者给出了一种新的链路权重计算式:

$$w(l) = \sum_{(a,b) \in P-(s,d)} \frac{1}{\Delta_{ab}^l} \alpha_{ab} \quad (2)$$

其中, P 是所有入出口对 (a, b) 的集合, (s, d) 是当前带宽请求的入出口对, α_{ab} 是入出口对 (a, b) 的重要性系数。

I-MIRA 算法提供了一种很好的方法来粗略地估计链路 l 对于入出口对 (s, d) 的最小 Δ_{sd}^l 值,根据 Δ_{sd}^l ,能够在某种程度上更加精细地反映链路的的不同关键程度。但是该算法有几点不足:

(1) 当一个特例情况出现,即链路 l 为 1 关键链路的时候,链路上承载的最大流支流量 $f_{sd}^l = r(l)$,则 $\Delta_{sd}^l = 0$,这时 $w(l)$ 表达式中将出现分母为 0 的情况。但实际上,这时应当有 $\Delta_{sd}^l = 1$ 。

(2) 确定链路关键程度时仅考虑 Δ_{sd}^l 并不足够。举例来说,对于入出口对 (s, d) ,考虑链路 l_1 和 l_2 ,设 $\Delta_{sd}^{l_1} = \Delta_{sd}^{l_2} = 3$,根据 I-MIRA 的思想,它们将是同等重要的,但若剩余带宽 $r(l_1) = 6, r(l_2) = 30$,则有理由认为链路 l_2 更有充足的能力来路由未来的请求,即 l_2 较 l_1 的关键程度要差些。并且从负载均衡的角度看,也应倾向于选择剩余带宽较大的链路,使得链路的负载分布尽量均匀。

2 LBCLR 算法

2.1 问题描述

给定用连通图 $G(V, E)$ 代表的网络, 其中, V 是结点集合, E 是链路集合, 结点数为 n , 链路数为 m 。LSP 建立请求仅在给定的人出口对之间产生, 人出口对为 $\{S_0, D_0\}, \{S_1, D_1\}, \dots, \{S_p, D_p\}$, 其中 p 是入出口对数。入出口对集合用 P 表示。假定采用源路由的方式, 入口具有所有的网络拓扑和状态信息。链路 l 的容量用 $R(l)$ 表示, 当前可用带宽用 $r(l)$ 表示。LSP 路径的建立请求 r_i 用 (s, d, bw) 表示, 其中 $(s, d) \in P$, s 是入口, d 是出口节点, bw 是路径的带宽需求量。请求在线依序到达, 没有关于请求的先验知识。不考虑重路由和请求切分。

2.2 LBCLR 算法简述

上节提到, Modi B 等人的工作^[11]提出了一种较好的方法来估计使链路 l 成为某人出口对 (s, d) 的 Δ -关键链路所需的最小 Δ 值: Δ_{sd}^l 。本文的工作将基于文献[11]提出的 Δ_{sd}^l 的思想, 进一步提出更精确描述链路关键程度的分级 Δ -关键链路的概念, 并相应地考虑了分级关键度和负载平衡的链路加权函数和 LBCLR 路由算法。

在 $f_{sd}^l = r(l)$ 的情况下, Δ_{sd}^l 按照文献[11]的定义应该为 1-关键链路, 但式(1)的计算结果却是 $\Delta_{sd}^l = 0$, 并导致式(2)函数分母为 0, 这是不合理的。为此我们做一点修正, 修改 Δ_{sd}^l 的计算式为

$$\Delta_{sd}^l = r(l) - f_{sd}^l + 1 \quad (3)$$

修改后链路加权函数不会再出现分母为 0 的不合理情况, 并且从一些实例可以看出, 其值也更接近于它的定义。但是我们也注意到, 较大的 Δ_{sd}^l 值并不能完全决定该链路的重要性, 在确定链路关键程度时应当同时考虑 Δ_{sd}^l 和链路剩余容量。因此我们提出了 Δ 关键度级别的定义, 即将链路的关键度分为 $k+1$ 个级别 $Level^i (i=0, \dots, k)$ 。

定义 1 称链路 l 对入出口对 (s, d) 的关键度级别为 $Level_{sd}^l = i (i=0, \dots, k)$, 当且仅当 $\frac{\Delta_{sd}^l - 1}{r(l)} \leq \frac{i}{k}$ 。

当 $i=0$ 时意味着链路 l 为 1 阶关键链路, 关键程度最高; 当 $i=k-1$ 时意味着链路 l 为 $r(l)$ 阶关键链路; 当 $i=k$ 时意味着链路 l 对当前入出口对为非关键链路, 其关键程度最低。

我们为每个关键度级别 i 设置不同的权重 u^i 。显然, 为使用最小加权算法, 应有 $u^i \leq u^{i+1}$ 。若 $u^i = u^{i+1}$, 则该算法即为最短路径算法。若 $u^0 = 1, u^1 = u^2 = \dots = u^k = 0$, 则算法即为 MIRA 算法。

至于 u^i 的赋值, 可以有多种方式, 例如设置 $u^{i+1} = \frac{1}{c} u^i (c$ 为常数), 或者 $u^i = u^{i+1} + c$ 等。本文在下节的模拟实验中使用如下公式:

$$u^0 = 1, \quad u^i = \frac{1}{2^i} \quad (1 \leq i \leq k) \quad (4)$$

同时, 我们在链路加权函数中进一步强调了负载平衡的原则。路由请求时应当尽量选择剩余容量比较大的链路, 尽量避免剩余容量比较小的链路。综上所述, 给出如下的链路加权函数:

$$w(l) = \sum_{(a,b) \in P-(s,d)} \frac{u^{Level_{ab}^l}}{r(l)} \alpha_{ab} \quad (5)$$

LBCLR 算法的伪代码如下:

The Proposed Algorithm-LBCLR

INPUT: A residual graph $G = (V, E)$, a set P of all the source-destination pairs and LSP request $r(s, d, bw)$, which is a request for bw bandwidth units between pair (s, d) .

OUTPUT: A path from s to d with bw bandwidth units.

PROCEDURE:

- 1: Compute the maximum network flow for all $(a, b) \in P \setminus (s, d)$.
- 2: Compute the weight $w(l)$ for all $l \in E$ according to (3-5).
- 3: Eliminate all the links whose residual bandwidth less than bw and get a reduced network topology.
- 4: Run Dijkstra algorithm using $w(l)$ as the weights in the reduced network.
- 5: Create an LSP connecting s to d with bw bandwidth units and update the links' available bandwidth.

2.3 复杂度分析

使用最高标签预留推进算法来为每个人出口对计算最大流需要 $O(n^2 \sqrt{m})$, 有 p 个人出口对, 因此第一步需要 $O(pn^2 \sqrt{m})$, 第二步和第三步需要 $O(m)$, 第四步需要 $O(n^2)$, 因此总的复杂度为 $O(pn^2 \sqrt{m})$, 这和 MIRA 的复杂度 $O((p-1)n^2 \sqrt{m})$ 是相同的。

3 模拟实验

下面通过模拟实验来研究算法的性能。用于对照的算法包括 SPF(最短路径), WSP(最宽最短路径) 以及 I-MIRA^[11]。实验中, 设置 $k=5$, 即共有 0~5 六个关键度级别。各关键度级别按照公式(4)设置权重。实验中使用的网络拓扑如图 1 所示。该拓扑来源于 Kodialam MS 等在文献[2]中使用的拓扑, 后来很多研究者们都使用了这个拓扑。原图设计了 5 个人出口对, 我们增加到 10 个人出口对, 以考察算法在更复杂的干涉情况下的性能。图中加粗的链路表示具有 4800 单位的容量, 其他链路具有 1200 单位的容量。链路是双向的。请求均匀分布在 [1, 3] 之间。假设 LSP 是静态的, 即 LSP 建立后将保持到实验结束为止, 在 10 个人出口对之间一共产生 16 000 个流量请求。

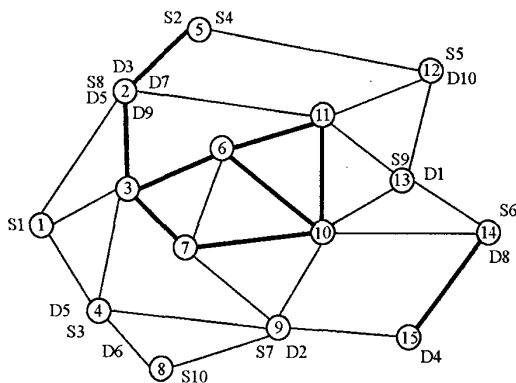


图 1 KL 拓扑^[2]
Fig.1 KL topology^[2]

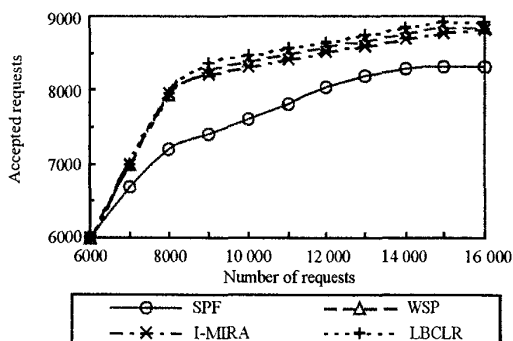


图 2 接受请求总数
Fig.2 Total accepted requests

图 2 给出了在此实验环境下各算法接受请求的数目; 图 3 则给出了各算法接受带宽的总量。根据文献[11]的实验结果, 在 5 个人出口对的情况下, I-MIRA 显著好于 WSP。本实验则显示, 在这个例子中, 由于人出口对增加到 10 个, 干涉情况较复杂, I-MIRA 在此情形下接受请求数和带宽总量略少于 WSP, 但仍显著好于 SPF 算法。LBCLR 算法的性能则好于 SPF、WSP 和 I-MIRA。

图 4 给出了链路带宽利用率的标准差。标准差越小, 表明链路负载分布得越均匀。图中显示, LBCLR、I-MIRA 和 WSP 的负载平衡效果都好于 SPF。在少于约 6500 个请求、链路负载较轻时, WSP 的负载平衡效果略好于 I-MIRA; 但在多于约 6500 个请求、链路负载较重时, I-MIRA 的负载平衡明显好于

WSP。而 LBCLR 算法在整个运行过程中,直到网络达到饱和状态,负载平衡效果都好于其他算法。

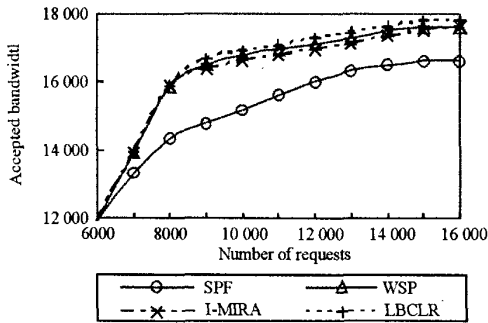


图3 接受的带宽总量
Fig.3 Total accepted bandwidth

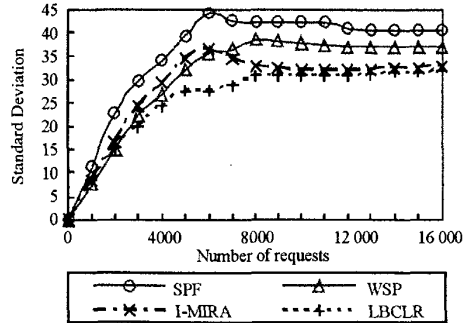


图4 链路带宽利用率的标准差
Fig.4 The standard deviation of link bandwidth utilization

4 结论

本文在 I-MIRA 算法的基础上,对其进行了修订,并提出了分级 Δ -关键链路的定义,给出了一种新的启发式算法。算法提高了链路关键程度判别的准确性,同时也考虑了负载平衡因素。模拟结果证明 LBCLR 算法的性能较 I-MIRA 有明显的提高,在接受的请求数目和带宽总量方面有所改进,在负载平衡方面达到了更好的效果,特别是中低负载情况下优势明显,而复杂度不变。未来我们将会试图在更加接近实际和更加多样的测试场景下分析算法的性能,并在保护路由等方面展开进一步研究。

参考文献:

- [1] 刘亚萍, 龚正虎, 卢泽新. 域间流量工程体系结构的研究 [J]. 国防科技大学学报, 2006, 28 (3).
- [2] Kodialam M S, Lakshman T V. Minimum Interference Routing with Applications to MPLS Traffic Engineering [C]//Proceedings of INFOCOM 2000, Tel. Aviv., Israel, 2000.
- [3] Gu'erin R A, Orda A, Williams D. QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions [C]//Proceedings of GLOBECOM, 1997.
- [4] Ma Q, Steenkiste P. On Path Selection for Traffic with Bandwidth Guarantees [C]//Proceedings of ICNP, 1997.
- [5] Suri S, Waldvogel M, Warkhede P R. Profile-based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering [C]//Proceedings of QoSIS, 2001.
- [6] Wang B, Su X, Chen C L P. A New Bandwidth Guaranteed Routing Algorithm for MPLS Traffic Engineering [C]//Proceedings of IEEE International Conference on Communications, 2002.
- [7] Meng Z W, Su J S, Manetti V. A New Precomputation Scheme for MPLS Traffic Engineering Routing [C]//Proceedings of 8th International Conference on Distributed Computing and Networking (ICDCN 2006), 2006.
- [8] Meng Z W, Su J S, Avallone S. A New Hybrid Traffic Engineering Routing Algorithm for Bandwidth Guaranteed Traffic [C]//Proceedings of 2th Asian Internet Engineering Conference (AINTEC 2006), 2006.
- [9] Kar K, Kodialam M, Lakshman T V. MPLS Traffic Engineering Using Enhanced Minimum Interference Routing: An Approach Based on Lexicographic Max-flow [C]//Proceedings of Eighth International Workshop on QoS, 2000.
- [10] Xu Y X, Zhang G D. Models and Algorithms of QoS-based Routing with MPLS Traffic Engineering [C]//Proceedings of IEEE HSNMC, 2002.
- [11] Modi B, Jotwani N, Maitra A. Refinements to Minimum Interference Routing for Traffic Engineering [C]//Proceedings of IEEE Indicon 2005 Conference, 2005.

