

基于最小干扰路由的流量工程动态路由算法研究

刘红 白栋* 丁炜

(北京邮电大学宽带通信网络实验室 北京 100876)

* (北京大学卫星通信实验室 北京 100871)

摘要: 分析目前流量工程动态路由算法研究现状, 以提高网络吞吐量为目标, 提出一种改进的流量工程动态路由算法, 综合考虑了网络拓扑和流量分布状况, 提出分级的链路关键度定义, 将流量工程目标有效转化为路径约束。仿真结果表明所提算法性能比 Kodialam 算法及其它几种典型的动态路由算法好。

关键词: 流量工程, 多协议标签交换, 最小干扰路由, 最大网络流

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2005)01-0127-04

Dynamic Routing with Minimum Interference for Traffic Engineering

Liu Hong Bai Dong* Ding Wei

(Broadband Comm. Network Lab, Beijing Univ. of Posts and Telecomm., Beijing 100876, China)

* (Satellite Communication Lab, Peking University, Beijing 100871, China)

Abstract Research work on dynamic routing for traffic engineering is investigated. And an improved routing algorithm for optimizing network throughput is proposed. It is characterized by taking into account both network topology and traffic distribution condition, and putting forward graded link criticality with traffic engineering objectives translated into path constraints. Simulation results show the given algorithm outperforms Kodialam's and the other several typical dynamic routing policies.

Key words Traffic engineering, MPLS, Minimum interference routing, Maximum network flow

1 引言

传统的路由协议采用基于目标地址的最短路径选路方式, 常常导致网络上的流量分布不平衡, 使得网络中某些链路因为过负荷产生拥塞现象, 而另一些链路资源却处于闲置状态。这种由于负载分配不均衡而导致的网络拥塞可以通过一种网络优化技术, 即流量工程来避免^[1]。流量工程的本质是通过将业务流合理地映射到物理拓扑上, 达到优化资源利用率, 提高吞吐量的目标。多协议标签交换 (Multiprotocol Label Switching, MPLS) 的显式路由技术为流量工程的应用提供了便利, 这是由于 MPLS 的基本思想是将分组控制与转发相分离, 因而便于与约束路由技术相结合, 建立符合网络优化目标的标签交换路径 (Label Switching Path, LSP)。

动态路由算法是流量工程研究的关键技术之一。通常采用的最小跳数路径 (Minimum Hop Path, MHP) 算法, 选择一条入口节点到出口节点之间的具有最小跳数的路径, 没有考虑网络的流量分布情况。最宽最短路径 (Widest Shortest

Path, WSP) 算法在 MHP 的基础上增加了负载均衡的考虑, 即如果存在多条最小跳数路径, 选择其中最宽的一条^[2]。最短最宽路径 (Shortest Widest Path, SWP) 算法是选择具有最大可用带宽的路径, 如果存在多条, 选择其中跳数最小的路径^[2]。这几种算法计算简单, 但都没有从网络全局的角度考虑资源的分配。

随着路由器处理能力的增加, 可以采用适当复杂一些的路由算法, 以达到更优化地使用网络资源的目的。在这方面的研究中, 最有影响力的是 Kodialam 等提出的一种基于最大网络流理论的最小干扰路由 (Minimum Interference Routing, MIR) 模型^[3], 并应用于 MPLS 流量工程服务器 RATES 中^[4]。此外, Suri 等提出一种基于多商品流理论的流量描述路由 (Profile-Based Routing, PBR) 模型^[5]。PBR 模型的基本思想是将路由计算分为两个步骤: 离线预处理阶段和在线路由选择阶段。预处理阶段计算确定每一类业务流的最大接入带宽。在线路由选择阶段, 为当前请求计算带宽保

证的最小跳数路径, 并保证该类别业务流的总占用带宽不超过预处理阶段确定的阈值范围。这种在业务流类别之间, 进行分离的预分配容量的机制, 不利于网络资源充分利用, 并且由于网络内在的突发性和动态性, 作为动态路由算法, 性能会受到影响。

MIR 模型的思想很好, 它反映了流量工程路由的目标, 并且可以与其它模型相结合。Kodialam 等的工作^[3]构成了我们研究的基础, 下文将对其做进一步介绍。

2 最小干扰路由

2.1 算法思想

MIR 模型的基本思想是使得当前建立的路由, 对之后到达的 LSP 建立请求的干扰最小, 这样可以达到更有效地利用网络资源, 提高吞吐量的流量工程目标。这里的干扰是指阻塞之后 LSP 建立请求的可能性。MIR 模型中, 计算路由利用的信息包括: 链路状态信息和可用容量信息, 以及可能产生 LSP 建立请求的入口、出口节点的位置信息。如果路由算法中不考虑最后一类信息, 计算得到的路径很可能会阻塞之后到达的请求, 如图 1 所示的例子。

在图 1 示意的网络中, LSP 请求用三元组 (s_k, t_k, d_k) 表示, 其中 s_k, t_k 分别为入口节点和出口节点, d_k 表示 (s_k, t_k) 带宽需求。假设 $(S_1, D_1, 1), (S_2, D_2, 1), (S_3, D_3, 1)$, 3 条 LSP 建立请求顺序到达, 网络中各条链路均剩余 1 个单位的可用带宽。3 对节点对之间分别需要传输 1 个单位带宽的流量, 如果使用最小跳数路由策略, $(S_1, D_1, 1)$ 的路由将选择 1-7-8-5, 这将会阻塞 $(S_2, D_2, 1)$ 和 $(S_3, D_3, 1)$, 而网络中实际存在更好的路由选择, 即 1-2-3-4-5, 这条路径虽然更长一些, 但是增加了网络吞吐量和资源利用率, 网络服务能力得到了提高。

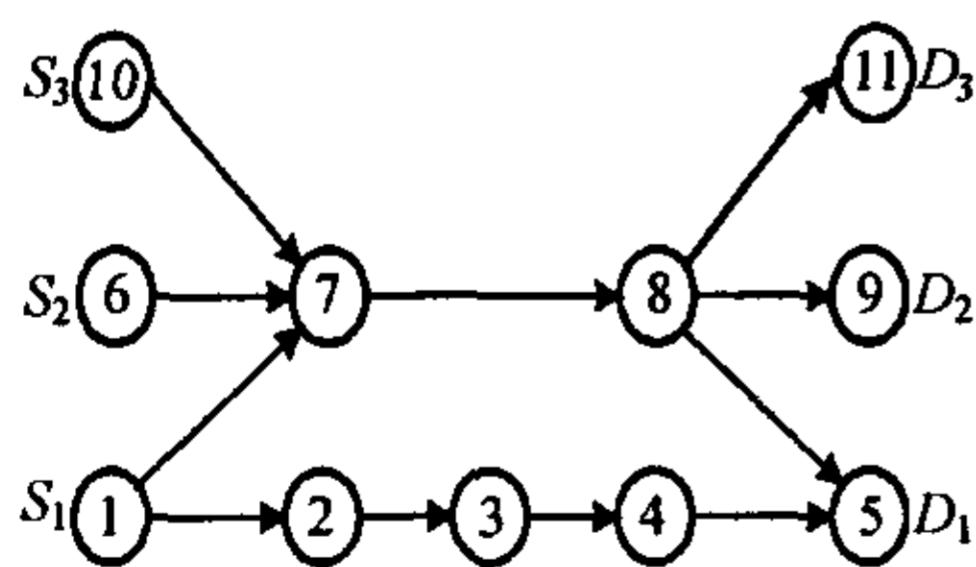


图 1 网络示意图

MIR 算法思想的基础是最大网络流理论。根据最大网络流理论, 设 (S_1, D_1) 之间的最大可行流量为 θ_1 , 这是 (S_1, D_1) 之间可以传输的业务流量的上界。如果 (S_1, D_1) 间已传输的流量大小为 d_1 , 则 θ_1 将减小为 $\theta_1 - d_1$ 。其它的节点对之间传输的业务流同样可能会造成 θ_1 的减小。如图 1 中, (S_1, D_1) 的路由选择 1-7-8-5, 则 (S_2, D_2) 和 (S_3, D_3) 之间的最大可行流均为 0。在下文中将最大可行流简称为最大流。为了使当前 LSP 的路由对后来的连接建立请求干扰最小, MIR 的目标是选择最小干扰路径。要将“最小干扰路径”的思想融入

可行的路由算法中, 可以利用链路的权值来反映干扰的大小, 然后在加权网络图上计算最短加权路径, 这样将问题转化为如何确定恰当的链路权值。

2.2 Kodialam 算法 (MIRA-K 算法)

在文献[3]中, Kodialam 给出了最小干扰路由数学模型, 证明了该问题的求解是 NP-hard 的, 并给出一种启发式算法, 这里称为 MIRA-K 算法。

用有向图 $G = (V, E, A)$ 表示网络, V 和 E 分别为网络节点和链路集合, 并且 $|V| = N, |E| = M$ 。 A 为链路的可用带宽信息, $A = (a_l)_{1 \times M}, l \in E$, a_l 为链路 l 的当前可用带宽。当前的 LSP 请求用三元组 (u, v, d) 标识, (u, v) 分别表示业务流的入口和出口节点, d 表示 (u, v) 业务流的等效带宽需求。可能产生业务量需求的节点对集合为 $D, D = \{(s, t)\}$,

(s, t) 表示业务流的入口和出口节点, (u, v) 不包含在 D 中。MIR 模型中不需要尚未到达的业务流量大小信息, 只需要得到位置信息, 如果 D 不能显式获得, 则可以假设网络中的所有节点对之间都有传输业务量的潜在可能。 θ_{st} 为网络中接入 (u, v, d) 业务流之后 $s-t$ 的最大可传输流量, β_{st} 是加权系数, 将最大化 D 中所有节点对之间的最大流 θ_{st} 的加权总和做为优化目标, 如式 (1) 所示:

$$\max \sum_{(s,t) \in D} \beta_{st} \theta_{st} \quad (1)$$

首先设 $d = 0$, 则原问题变为求解 $|D|$ 个独立的网络最大流问题, 即分别对任意 $(s, t) \in D$, 计算 $\hat{\theta}_{st}$ 。因此当 $d = 0$ 时, MIR 问题的优化解是 $\hat{z} = \sum_{(s,t) \in D} \beta_{st} \hat{\theta}_{st}$ 。如果 $d \neq 0$, 那么 (u, v) 业务流经由的链路上的可用带宽会减少 d 个单位, 这可能会导致 \hat{z} 的减少。可以用链路的权值来表示 \hat{z} 随着链路可用带宽变化的速率, 即

$$w(l) = \frac{\partial \hat{z}}{\partial A(l)} = \sum_{(s,t) \in D} \beta_{st} \frac{\partial \hat{\theta}_{st}}{\partial A(l)} \quad (2)$$

根据线性规划对偶理论, $s-t$ 最大流值等于 $s-t$ 最小割量。因此对于任意节点对 (s, t) , 如果链路 l 存在于某一个 $s-t$ 最小割集中, 则 $A(l)$ 的任何变化都将会影响 $\hat{\theta}_{st}$ 。

定义 1 如果链路 l 存在于某一个 $s-t$ 最小割集中, $(s, t) \in D$, 则链路 l 称为关键链路。

用 C_{st} 表示与 (s, t) 相应的关键链路集合, 定义:

$$\frac{\partial \hat{\theta}_{st}}{\partial A(l)} = \begin{cases} 1, & l \in C_{st} \\ 0, & \text{其它} \end{cases} \quad (3)$$

因而得到计算各链路权值的方法, 见式 (4)。

$$w(l) = \sum_{(s,t): l \in C_{st}} \beta_{st} \quad (4)$$

但是 MIRA-K 算法中只考虑了满足定义 1 的关键链路对于此后数据流传输的影响, 而忽略了其它非关键链路可能的潜在影响, 以及此影响的程度, 这使该算法不可避免地存在

着局限性。下文首先举例说明 MIRA-K 算法的局限性, 然后提出一种改进的最小干扰路由算法。

3 改进的最小干扰路由算法(MIRA-M 算法)

在图 2 所示的集中器网络中, 各链路的可用带宽如图上标注。 S_0, S_1, \dots, S_n 是源节点, D 为目的节点, 设有 $n+1$ ($n>1$) 个 LSP 连接建立请求顺序到达, 它们是 $(S_0, D, n), (S_1, D, 1), \dots, (S_n, D, 1)$ 。如果使用 MIRA-K 算法, (S_0, D, n) 的路由将选择 S_0-C-D , 因为根据关键链路的定义, 链路 (C, D) 不是任意一对节点对的关键链路。很明显, 从全局出发, (S_0, D, n) 更优化的路由是选择 3 跳路径 $S_0-V_0-V_1-D$, 这样后续的 $(S_1, D, 1), \dots, (S_n, D, 1)$ 就均可以被接入了。

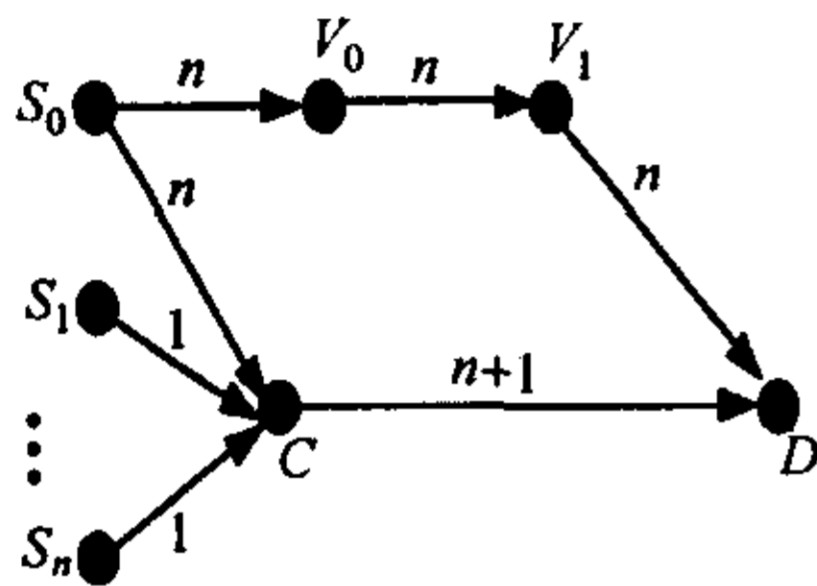


图 2 集中器网络拓扑

在图 1 所示网络中, 若链路 $(7, 8)$ 的可用带宽为 $(1+\epsilon)$, 则 MIRA-K 与最小跳数路由算法一样, 将会为 $(S_1, D_1, 1)$ 选择路由 $1-7-8-5$, 这将会阻塞 $(S_2, D_2, 1)$ 和 $(S_3, D_3, 1)$ 。

在文献[6]中, Kar 等提出 Δ -关键链路的定义, 即若链路 l 的可用带宽减少 Δ 个单位, 则 l 为节点对 (S, D) 的 Δ -关键链路。Kar 等考虑了潜在链路的影响, 但是算法的前提是要确定合适的 Δ , 这又是一个难以解决的问题。Xu 等[7]对最小干扰路由算法提出了两点改进的考虑, 包括带宽预测和可变 Δ 的确定, 但是没有做性能评价。

本文提出一种基于最小干扰路由模型的改进动态路由算法, 称为 MIRA-M。根据链路对之后数据流传输的重要性, 这里将链路分为 3 类, 即关键链路, 准关键链路和无关链路, 并利用权值来反映链路的关键性。用 $X^{st}(l)$ 表示链路 l 上可承载的 $s-t$ 流量大小, $(s, t) \in D$ 。

定义 2 对节点对 (s, t) , 如果链路 l 在 $s-t$ 最小割集中, 则链路 l 称为关键链路; 如果链路 l 不在 $s-t$ 最小割集中, 且 $X^{st}(l) > 0$, 则链路 l 称为准关键链路; 如果链路 l 不在 $s-t$ 最小割集中, 且 $X^{st}(l) = 0$, 则链路 l 称为无关链路。

用 C_{st} 表示与 (s, t) 相应的关键链路集合, \underline{C}_{st} 表示与 (s, t) 相应的准关键链路集合。

链路 l 对 (s, t) 的重要性用 γ_l^{st} 来衡量, 称为链路 l 对 (s, t) 的关键度。我们采用分级的策略来区分链路的关键度, 可以分为 3 个级别: 对于 (s, t) , 如果 $l \in C_{st}$, 则 $\gamma_l^{st} > 1$; 如果 $l \in \underline{C}_{st}$, 则 $0 < \gamma_l^{st} \leq 1$; 如果 l 是无关链路, 则 $\gamma_l^{st} = 0$ 。 γ_l^{st} 采

用式 (5) 来计算。

$$\gamma_l^{st} = X^{st}(l)/\hat{\theta}_{st} + \partial\hat{\theta}_{st}/\partial A(l) \quad (5)$$

式 (5) 中, $X^{st}(l)/\hat{\theta}_{st}$ 表示链路 l 对于 $s-t$ 最大流的相对贡献, $\hat{\theta}_{st}$ 的计算同 MIRA-K 算法。 $\partial\hat{\theta}_{st}/\partial A(l)$ 表示关键链路的重要性, 定义同式 (3)。

另外, 考虑到负载均衡, 路由算法中需要考虑当前网络流量分布状况, 这可以通过链路的当前传输能力, 即可用带宽来反映。综合考虑链路关键度以及链路的可用带宽, 得到链路权值的计算方法, 见式 (6)。

$$w(l) = \frac{1}{A(l)} \times \sum_{(s,t) \in D} \beta_{st} \gamma_l^{st} \quad (6)$$

与 MIRA-K 算法比较, MIRA-M 算法对于链路关键性的定义粒度更准确地反映了链路的关键性。下面通过计算机仿真来考察算法性能。

4 仿真分析

在图 2 所示的集中器网络中, 根据式 (6), 可得

$$w(S_0, C) = w(S_0, V_0) = w(V_0, V_1) = w(V_1, D) = 0,$$

$w(C, D) = n/(n+1) > 0$, 因此 MIRA-M 会为首先到达的请求 (S_0, D, n) 的路由选择路径 $S_0-V_0-V_1-D$ 。

类似地, 在图 1 所示网络中, $w(1, 2) = w(2, 3) = w(3, 4) = w(4, 5) = 0$, 而 $w(7, 8) > 0$, 因此 $(S_1, D_1, 1)$ 的路由将选择 $1-2-3-4-5$ 。

下面采用 Kodialam 研究工作中使用的仿真网络进行仿真, 网络结构如图 3 所示[3]。图示网络中的各链路均为双向的, 链路容量分为两类, 用细线标识的链路容量为 1200, 用粗线标识的链路容量为 4800。LSP 入口节点和出口节点的位置 $(S_1, D_1), (S_2, D_2), (S_3, D_3), (S_4, D_4)$ 如图中所示。仿真中, LSP 建立请求在上述节点对之间随机产生, 带宽需求服从 $[1, 4]$ 的均匀分布。在下面的仿真实验中, 将对下述动态路由算法进行比较: 最小跳数路径算法(MHP), 最短最宽路径算法(SWP), 最宽最短路径算法(WSP), MIRA-K, 以及本文的 MIRA-M

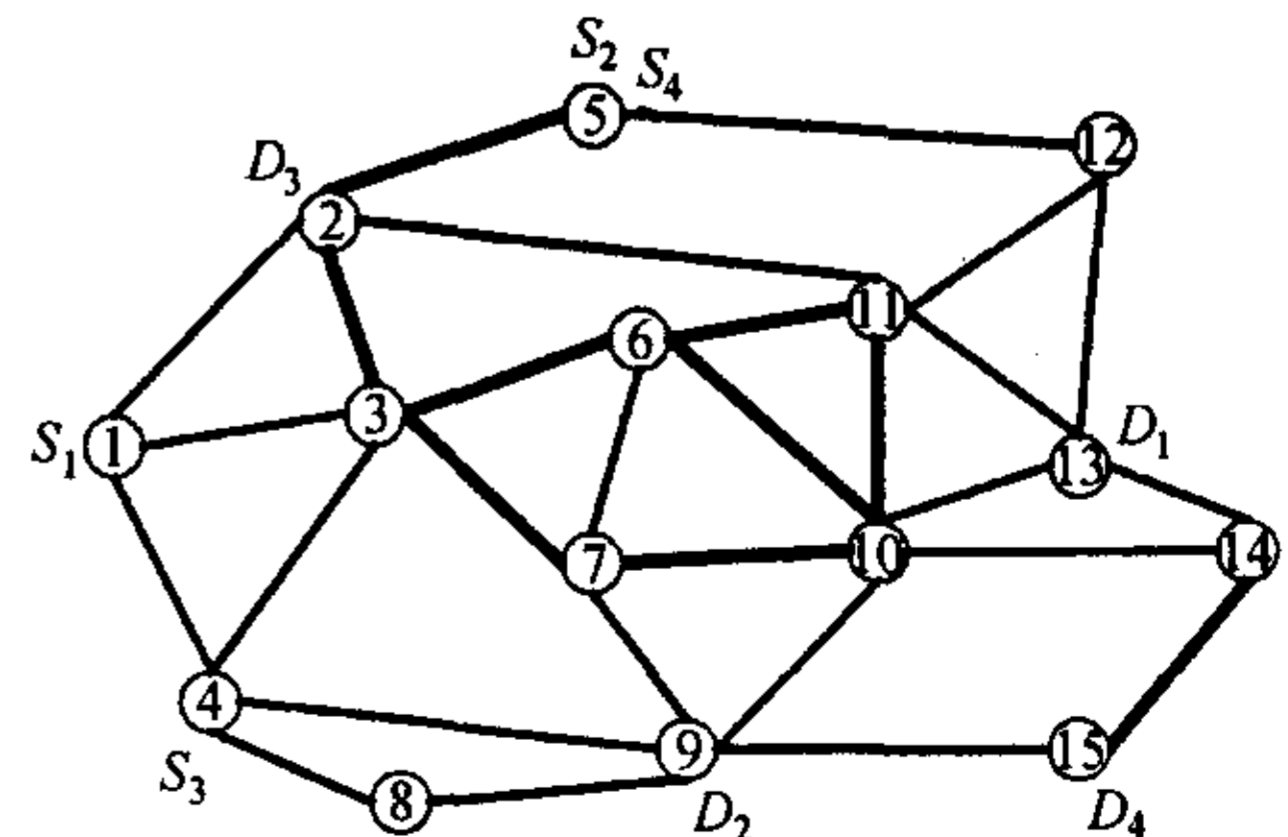


图 3 仿真网络示意图

算法。各种算法都计算带宽保证路由, 性能指标为 LSP 请求拒绝率。

在网络中建立 5000 条 LSP, 统计观察 5 种路由算法拒

绝接入的 LSP 数目, 假设所有的连接都是长连接。我们做了 20 组实验, 仿真结果如图 4 所示, MHP 拒绝接入的 LSP 请求数目最多, MIRA-M 算法的接入能力最强, 在各次实验中的请求拒绝率为 0, 而 MIRA-K 算法的性能有波动, 这是因为 MIRA-K 中没有考虑网络流量的分布, 可能出现某些链路上的可用带宽很小, 导致 LSP 请求拒绝率的增加。

下面考察 5 种路由算法的动态性能。先在网络中建立 4000 条随机产生的长连接 LSP, 此后建立的 LSP, 到达过程为泊松过程, 连接持续时间服从指数分布。持续产生 LSP 请求, 直到总的请求数目达到 7500 条 (包括开始产生的 4000 条)。我们做了 20 组实验, 图 5 给出了每次实验中统计的各种路由算法拒绝接入的 LSP 数目。很明显, 由于采用了最小干扰路由思想, MIRA-M 和 MIRA-K 算法性能优于其它几种路由算法。并且相对于 MIRA-K 算法, MIRA-M 算法的性能更好。

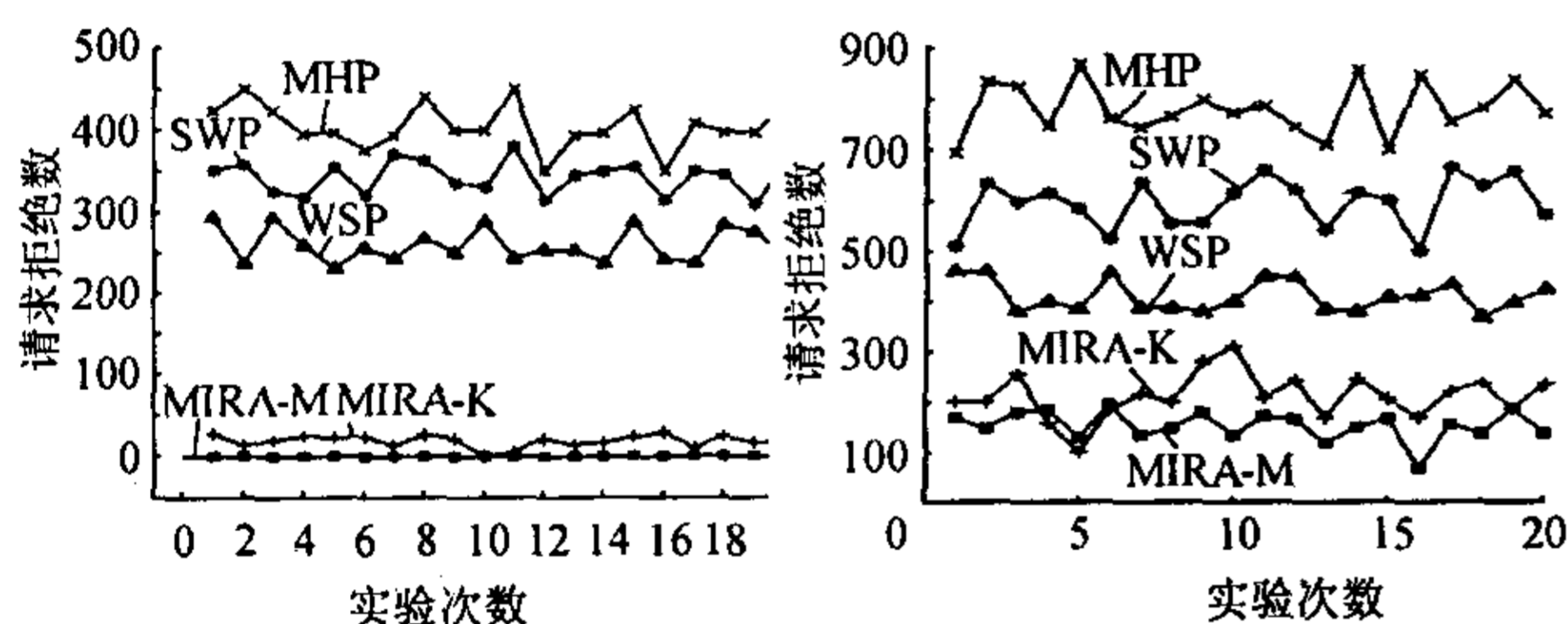


图4 静态情况
LSP 请求拒绝数目

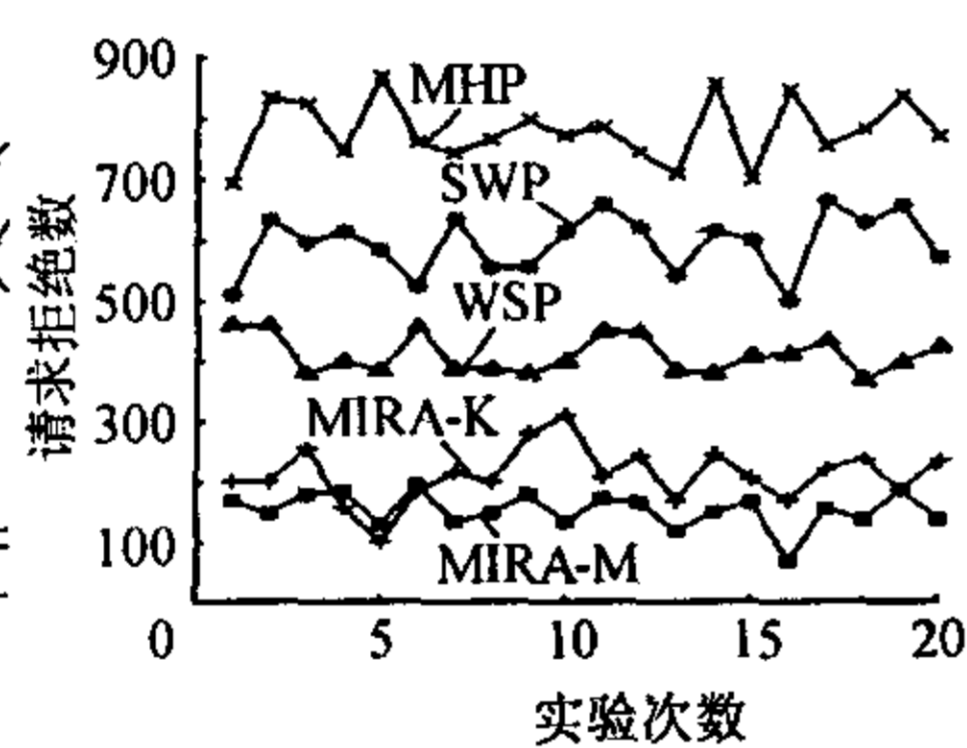


图5 动态情况
LSP 请求拒绝数目

5 结束语

本文在 Kodialam 研究工作 (MIRA-K 算法) 的基础上, 提出一种改进的流量工程最小干扰动态路由算法 (MIRA-M 算法), 综合考虑了网络拓扑和流量分布状况, 提出分级的链路关键度定义, 将流量工程目标有效转化为路径约束。通

过计算机仿真, 对本文算法和其它几种典型的路由算法进行比较, 结果显示本文算法的性能要优于其它几种启发式算法。

参考文献

- [1] Awduche D, Malcolm J, Jagobua J, *et al.*. Requirements for traffic engineering over MPLS[S]. RFC 2702: 1999.
- [2] Ma Q, Steenkiste P, Zhang H. On path selection for traffic with bandwidth guarantees[A]. IEEE International Conference on Network Protocols[C], Atlanta, Georgia, 1997: 191 - 202.
- [3] Kodialam M, Lakshman T V. Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering [A]. IEEE INF OCO M [C], Tel Aviv, Israel, 2000: 884 - 893.
- [4] Aukia P, Kodialam M, Kopol P V N, *et al.*. RATES: a server for MPLS traffic engineering[J]. *IEEE Net. Mag.*, 2000, 14(2): 34 - 41.
- [5] Suri S, Waldvogel M, Warkhede P R. Profile-based routing: a new framework for MPLS traffic engineering [EB/OL]. <http://marcel.wanda.ch/Publications/suri01profilebased.pdf>.
- [6] Kar K, Kodialam M, Lakshman T V. MPLS traffic engineering using enhanced minimum interference routing: an approach based on lexicographic max-flow[A]. International Workshop on QoS [C], Pittsburgh, 2000: 105 - 114.
- [7] Xu Y X, Zhang G D. Models and algorithms of QoS-based routing with MPLS traffic engineering[A]. The 5th IEEE HSNMC [C], Jeju Islands, Korea, 2002: 128 - 132.

刘红: 女, 1975年生, 博士, 研究方向包括 IP QoS、高性能网络、流量工程、网络管理和优化等。

白栋: 男, 1974年生, 博士生, 研究方向包括网络优化、无线信道估计、编码理论等。

丁炜: 男, 1935年生, 教授, 博士生导师, 研究兴趣包括数字信号处理、宽带通信网、ATM 和 MPLS 等, 已出版 3 本著作, 以及百篇学术论文。