

基于优化链路权值的域内路由保护方案

耿海军

(山西大学软件学院 太原 030006) (网络与交换技术国家重点实验室 北京 100876)

摘要 目前,互联网部署的域内链路状态路由协议,如开放最短路径优先(Open Shortest Path First,OSPF)和中间系统到中间系统(Intermediate System-to-Intermediate System,IS-IS),采用被动恢复方案应对网络故障。随着网络的发展,大量的实时应用部署在互联网上,OSPF 的收敛时间无法满足这些实时应用对收敛时间的需求。因此,学术界和工业界提出采用路由保护方案来应对网络中出现的故障。然而,已有的路由保护方案存在两个方面的问题:1)默认路径和备份路径的交叉度较高,如 LFA;2)为了计算两条交叉度低的路径,对默认路径加以限制,即默认路径不采用最短路径,如 Color Tree。为了解决上述两个问题,首先将上述问题归结为整数规划模型,接着利用启发式方法计算近似最优解,最后在实际网络和模拟网络中对所提算法进行了大量实验。实验结果表明,所提算法可以降低默认路径和备份路径的交叉度,极大地提高网络的可用性。

关键词 路由保护方案,不相交性,开放最短路径优先,网络故障,备份路径

中图分类号 TP309.7 文献标识码 A DOI 10.11896/j.issn.1002-137X.2019.01.022

Intra-domain Routing Protection Scheme by Optimizing Link Weight

GENG Hai-jun

(School of Software Engineering, Shanxi University, Taiyuan 030006, China)

(State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing 100876, China)

Abstract The current deployed intra-domain link state routing protocols on the Internet, such as Open Shortest Path First (OSPF) and Intermediate System-to-Intermediate System (IS-IS), generally adopt proactive recovery schemes to cope with network failures. In addition, with the emergence of real-time and mission-critical applications, stringent reliability and high availability are required. However, the deployed intra-domain link-state routing protocols need a global link-state advertisement and need to recalculate routing tables when link failures occur, inevitably causing network outage. As a result, academics and industry proposed to employ reactive routing protection solutions to deal with network failures in the network. The proactive schemes compute backup paths in advance, so that packets can be forwarded over those precomputing paths after the detection of network failures. However, the existing routing protection algorithms are facing two problems: 1) the disjointness of the default path with respect to the backup path is very low, i. e., ECMP and LFA, 2) in order to compute two paths which have high disjointness, some restrictions must be impressed on default path, i. e., the default path is not the shortest path. This paper first introduced the problem of constructing disjoint paths into integer programming problems, and then proposed to use the heuristic algorithm to calculate the approximate optimal solution. Finally, the algorithms were carried out in the real, measured and generated networks. The experimental results show that the proposed algorithms can greatly enhance the disjointness of the shortest path and the backup path, and improve the network availability.

Keywords Routing protection scheme, Disjoint, OSPF, Network failure, Backup path

最初部署在互联网上的应用都是非实时应用^[1],如发送邮件和传输文件等。随着互联网的飞速发展,越来越多的实时应用^[2-4]部署在互联网上,如 VoIP(Voice over Internet Protocol)、在线游戏、股票交易、在线手术和视频聊天等,这些实

时应用需要网络提供近似无间断的服务^[5-6]和快速恢复机制^[7]。随着科技的飞速发展,互联网在人们的日常生活中扮演着重要的角色,但是网络的慢收敛问题成为制约其发展的一个重要因素。

收稿日期:2017-07-06 返修日期:2017-09-13 本文受国家自然科学基金(61702315),网络与交换技术国家重点实验室(北京邮电大学)开放课题资助项目(SKLNST-2018-1-19)资助。

耿海军(1983—),男,博士,讲师,主要研究方向为网络体系结构和路由算法等,E-mail:ghj123025449@163.com(通信作者)。

研究证实,网络中的单故障(节点、链路)会频繁^[8-10]发生。当故障发生时,传统路由协议无法在 50ms 内完成收敛,很难满足实时应用对网络收敛时间的需求。因此,学术界和工业界普遍采用路由保护方案^[11-12]来应对网络中的故障。

多配置路由^[13](Multiple Routing Configurations, MRC)为每个路由器保存多个配置图,每个配置包括所有的节点和链路,通过调整链路权值得使部分节点和链路在该配置中得到保护,从而最终构造出针对所有可能出现单故障的配置图。当报文在转发过程中遇到故障时,可以利用事先配置好的路由来转发该报文。然而在现实网络中,该算法需要消耗大量的计算和存储资源。FCP^[14](Failure Carrying Packet)将报文在转发过程中遇到的故障信息存储在该报文的头部,当报文到达某个节点时,该节点首先检测该报文头部的故障信息字段,并根据该字段构造新的拓扑结构,然后利用新的拓扑结构重新计算最短路径,从而实现报文的无环路转发。该算法的最大好处是消除了路由收敛过程,但计算复杂度高,对路由协议的改动比较大,不容易实际部署。针对上述路由保护算法计算开销大,并且对路由协议改动较大,不易部署等问题,IETF 利用 IP 快速重路由框架^[15](IP Fast Re-Route, IP-FRR)来降低因网络故障造成的报文丢失率,尽量缩短网络中断时间。LFA 是基于 IPFRR 框架提出的一种解决算法,该算法实现简单,得到了广大路由器厂商的支持^[16-17]。文献^[18]提出了基于 Not-Via 地址的快速重路由算法,该算法使用特殊地址 Not-Via 显示说明网络中的故障,从而在转发报文的过程中有效避开该故障。当报文在转发过程中遇到故障时,该报文将会被封装成特殊形式的报文,然后转发到合适的中转节点,最后中转节点对该报文解封装,并且按照最短路径转发该报文。然而,该算法需要辅助地址的协助,计算开销和存储开销较大,因此很难得到 ISP 的支持。然而,上述方案都没有考虑备份路径和默认路径中边的交叉度。文献^[19-20]提出利用红绿树来计算不相交路径,但是该方案的默认路由可能不是最短路径。文献^[21-22]提出了计算不相交路径路由方案,然而,这些方案限制了默认路径,因此无法与目前运行的域内路由协议兼容。

本文的贡献主要包括以下两个方面:

- 1) 将构造最小不相交路径归结为一个整数规划问题,并且提出了一种启发式方案来求出近似最优解;
- 2) 实验结果表明,该方案计算的备份路径和默认路径具有较小的交叉度,极大地提高了网络的可用性。

本文第 1 节介绍了网络模型,并且详细描述了需要解决的问题;第 2 节描述了优化链路权值算法;第 3 节在真实拓扑和生成拓扑中对所提算法进行了模拟;最后总结全文。

1 网络模型和问题描述

本节首先介绍网络模型,然后在该模型的基础上对问题进行详细描述。网络可以用无向连通图 $G=(V, E, C)$ 来表示,其中变量 V 表示网络中的结点或者路由器的集合,变量 E

表示网络中的边或者链路的集合, C 表示网络中所有的边对应的代价的集合。对于网络中的边 $\forall e=(i, j) \in E$,用 $w(e)$ 或者 $w(i, j)$ 来表示该边对应的代价,根据网络中的实际情况,假设网络中边的代价是对称的,即 $w(i, j)=w(j, i)$ 。

给定一个网络拓扑 $G=(V, E, C)$,对于任意的源-目的节点对 (o, d) ,用 $P(o, d, G)$ 来表示该节点对之间的最短路径, $D(o, d, G)$ 表示该最短路径对应的代价, $P(o, d, G')$ 表示该节点对之间的备份路径, $D(o, d, G')$ 表示该备份路径对应的代价,其中 G' 为 G 的扩展拓扑结构,在 G' 中计算出的节点对之间的最短路径就是该节点对之间的备份路径。我们将在后续章节中详细介绍如何在 G 的基础上计算 G' 。 $K(o, d, e)$ 表示节点 o 和节点 d 之间的最短路径和备份路径是否同时经过链路 e ,可以形式化表示为:

$$K(o, d, e) = \begin{cases} 1, & e \in P(o, d, G) \text{ 并且 } e \in (o, d, G') \\ 0, & \text{否则} \end{cases}$$

从上述公式可以看出,如果节点对 (o, d) 的最短路径和备份路径都包含链路,则该值为 1;否则该值为 0。 $L(o, d)$ 表示节点 o 和节点 d 之间的最短路径和备份路径同时包含的公共边的数量,可以形式化表示为:

$$L(o, d) = \sum_{e \in E} K(o, d, e)$$

网络的交叉度可以表示为:网络中所有源-目的节点对之间的最短路径和备份路径同时包含的边的数量,即:

$$R(G, G') = \sum_{o, d \in V} L(o, d)$$

本文需要解决的问题可以描述为:给定一个网络拓扑 $G=(V, E, C)$,如何计算其对应的扩展网络拓扑结构 $G'=(V', E', C')$,从而使得 $R(G, G')$ 最小。

2 优化链路权值算法

下面首先介绍优化链路权值算法的基本思想,然后详细描述其实现细节。算法的整体框架可以描述为:

- 1) 在一个自治域内,相邻的路由器相互交换链路状态信息,从而获得该自治域内的拓扑结构。当网络收敛时,该自治域内部的所有路由器都拥有该网络的拓扑结构 $G=(V, E, C)$ 。

- 2) 每个节点根据 G 构造一棵以自身为根的最短路径树,从而计算出该节点到网络中其他所有节点的默认下一跳。

- 3) 每个节点根据 G' 构造一棵以自身为根的最短路径树,从而计算出该节点到网络中其他所有节点的备份下一跳。

从上述总体框架可以看出,该算法主要解决如何在初始网络拓扑 G 的基础上计算出扩展网络拓扑结构 G' ,从而使得 $R(G, G')$ 最小的问题。为了减小 $R(G, G')$,可以优化网络中链路的权值。扩展网络的拓扑结构可以表示为 $G'=(V, E, C')$,即初始网络拓扑结构和扩展网络拓扑结构的节点集合和边集合相同,但是链路代价函数不同。

可以将上述问题描述为:给定一个网络拓扑 $G=(V, E, C)$,其中 $C=\{w(e), e \in E\}$,如何计算出一组新的代价函数 $C'=\{w'(e), e \in E\}$,从而使得 $R(G, G')$ 最小,其中 $G'=(V,$

E, C' 。该问题可以表示为一个整数线性规划(Integer Linear Programming, ILP)问题,可以形式化表示为:

$$\min R(G, G') \quad (1)$$

$$\text{s. t. } D(u, u, G) = 0, u \in V \quad (2)$$

$$D(u, u, G') = 0, u \in V \quad (3)$$

$$w(i, j) + D(i, d, G) - D(j, d, G) \geq 0, i, j, d \in V \quad (4)$$

$$w'(i, j) + D(i, d, G') - D(j, d, G') \geq 0, i, j, d \in V \quad (5)$$

$$x(i, j, d) \in \{0, 1\}, i, j, d \in V \quad (6)$$

$$y(i, j, d) \in \{0, 1\}, i, j, d \in V \quad (7)$$

$$x(i, j, d) + w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G) \geq 1, \\ i, j, d \in V \quad (8)$$

$$x(i, j, d) + \frac{w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G)}{M} \leq 1, \\ i, j, d \in V \quad (9)$$

$$y(i, j, d) + w'(i, j) + D(i, d, G') - D(j, d, G') \geq 1, \\ i, j, d \in V \quad (10)$$

$$y(i, j, d) + \frac{w'(i, j) + D(i, d, G') - D(j, d, G')}{M} \leq 1, \\ i, j, d \in V \quad (11)$$

$$w(i, j) = w(j, i), w(i, j) \in \{1, 2, \dots, \max\}, i, j \in V \quad (12)$$

$$w'(i, j) = w'(j, i), w'(i, j) \in \{1, 2, \dots, \max\}, i, j \in V \quad (13)$$

式(1)为目标函数,即最小化 $R(G)$ 的数值。式(2)和式(3)表示对于网络中的节点 $u \in V$,该节点到自身的最短路径对应的代价为 0。式(4)和式(5)表示最短路径准则。式(6)中变量 $x(i, j, d)$ 表示当网络拓扑为 G 时,节点 i 到节点 d 的最短路径是否经过链路 (i, j) ,如果经过则该值为 1,否则该值为 0。式(7)中变量 $y(i, j, d)$ 表示当网络拓扑为 G' 时,节点 i 到节点 d 的最短路径是否经过链路 (i, j) ,如果经过则该值为 1,否则该值为 0。式(8)和式(9)表示当网络拓扑为 G 时的松弛条件,在式(8)中,如果 $x(i, j, d) = 1$,式(8)和式(4)是相同的;如果 $x(i, j, d) = 0$,式(8)将变为 $w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G) \geq 1$ 。在式(9)中,如果 $x(i, j, d) = 1$,式(9)将变为 $w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G) \leq 0$,因此根据式(8)和式(9)可以得到,当 $x(i, j, d) = 1$ 时, $w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G) = 0$;如果 $x(i, j, d) = 0$,式(9)将变为 $w(i, j) + D(i, d, G) - D(i, d, G) \leq M$,其中 $M = 2 * \max$ 。式(10)和式(11)表示当网络拓扑为 G' 时的松弛条件,在式(10)中,如果 $y(i, j, d) = 1$,式(10)和式(5)是相同的,如果 $y(i, j, d) = 0$,式(10)将变为 $w'(i, j) + D(i, d, G') - D(i, d, G') \geq 1$ 。在式(11)中,如果 $y(i, j, d) = 1$,式(11)将变为 $w(i, j) + D(i, d, G') - D(j, d, G') \leq 0$,因此根据式(10)和式(11)可以得到,当 $y(i, j, d) = 0$ 时, $w'(i, j) + D(i, d, G') - D(i, d, G') = 0$;如果 $y(i, j, d) = 0$,式(11)将变为 $w'(i, j) + D(i, d, G') - D(i, d, G') \leq M$,其中 $M = 2 * \max$ 。式(12)和式(13)表示网络中链路的代价具有对称性。

上述 ILP 问题的算法复杂度较高。对于一些较小规模的网络,可以利用 ILP 的求解方法快速得到最优结果;对于较大规模的网络,我们采用启发式算法来加快求解速度,从而获得近似最优解。

本文提出利用模拟退火算法来计算近似最优解。算法 1 (AdjustLinkWeight)详细描述了模拟退火算法的具体实施过程。首先,初始化算法中的一些参数,将 C' 的值设置为 C ,设置算法的初始温度 T_0 ,记录网络初始交叉度(见算法 1 第 1—3 行)。为了计算,算法需要经历一系列的迭代过程,直到 $R = (G, G') = 0$ 或者 $T = 0$ 成立。函数 $nei(C)$ 的功能为,随机选择网络中的一条链路 (m, n) ,将该链路对应的代价修改为 $w'(m, n) = w(m, n) + a * (deg(m) + deg(n))$,其返回值为修改该链路代价后新的代价函数 Q ,其中 a 为变量,用来控制链路代价的改变量。函数 $\text{argmin}(R(G, C, Q))$ 的功能为,分别计算不同代价函数对应的 $R(G, C, Q)$ 的数值,并返回该值最小时对应的代价函数(见算法 1 第 5 行)。当 $R(G, G') < \text{currentDisjoint}$ 或者系统温度高于随机产生的温度时,算法无条件接受新的代价函数,即 $C' \leftarrow P$ (见算法 1 第 6—10 行),这样可以很好地避免算法陷入局部最优解。随着算法的进行,逐渐降低系统温度(见算法 1 第 11 行)。

算法 1 AdjustLinkWeight

Input: $G = (V, E, C), C = \{w(e), e \in E\}, T_0$

Output: $G' = (V, E, C'), C' = \{w'(e), e \in E\}$

1. $C = C' = \{w(e), e \in E\}$

2. $T = T_0$

3. $\text{currentDisjoint} = \text{originalDisjoint} \leftarrow R(G, G')$

4. While $\text{currentDisjoint} > 0$ and $T > 0$

5. $P \leftarrow \arg \min_{Q \in nei(C)} (R(G, C, Q))$

6. $G' = (V, E, P)$

7. If $R(G, G') < \text{currentDisjoint}$ or $T > \text{random}(T_0)$ then

8. $\text{currentDisjoint} \leftarrow R(G, G')$

9. $C' = P$

10. EndIf

11. $T \leftarrow T - 1$

12. EndWhile

3 实验及结果分析

本节将通过实验来评价算法 AdjustLinkWeight 和 LFA 的性能,评价的指标主要包括网络交叉度比率和网络可用性。由于本文提出的算法为每对源-目的仅仅存储一个备份下一跳,而 LFA 算法可以计算出多个下一跳,因此实验中采用两种方法来比较二者的性能。第一种方法是当利用 LFA 算法时,随机选择一条路径作为其备份路径,并用 LFA-random 来表示;另外一种方法是当利用 LFA 算法时,选择一条与默认路径交叉度最小的路径作为其备份路径,用 LFA-min 来表示。由于类似 Color Tree 的方法与互联网中部署的路由协议不兼容,因此本文将不与这些算法进行比较。3.1 节详细描述了实验中用到的拓扑结构,3.2 节和 3.3 节对实验结果进

行了分析。实验中的数值范围为[1,2000],所有数据为运行2000次算法的平均值。

3.1 网络拓扑结构

为了充分说明算法的性能,本实验将算法分别运行在3种不同类型的拓扑结构中。实验中利用的拓扑结构包括:美国教育网 Abilene^[23],该拓扑由11个路由器和14条链路构成,我们可以通过访问美国教育网的网页来获得该拓扑的具体参数;Rocketfuel^[24]项目公布的拓扑结构,我们从 Rocketfuel 中选取了4个经典的拓扑,其具体参数如表1所列;利用

表2 Brite生成拓扑结构的参数设置

Table 2 Parameters setting of Brite generation topology

模型	节点数量	HS	LS	链路节点比	NodePlacement	增长方式	alpha	beta	BWDist	BwMin-BwMax	模式
Waxman	1000	1000	100	2~20	Random	增量式	0.15	0.2	Constant	10.0-1024.0	路由器

3.2 网络交叉度比率

网络交叉度比率可以定义为执行算法后的网络交叉度与执行算法前的网络交叉度的比值。图1描述了不同算法在真实拓扑和 Rocketfuel 测量拓中运行的结果,图2描述了不同算法随着网络拓扑大小变化的情况,图3描述了当网络拓扑大小为300个节点时不同算法随着网络节点平均度的变化情况。

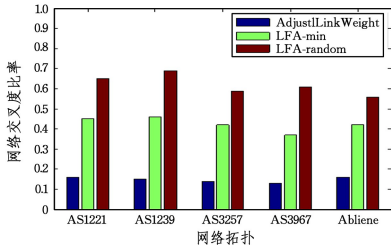


图1 不同算法在真实拓扑和测量拓扑中的运行结果
Fig.1 Running results of different algorithms on real and measured topologies

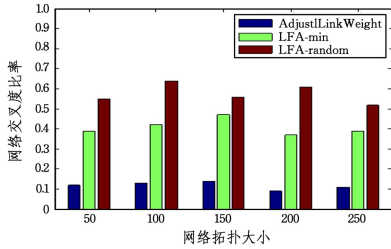


图2 不同算法随着网络拓扑大小的变化情况
Fig.2 Changing results of different algorithms with different topology sizes

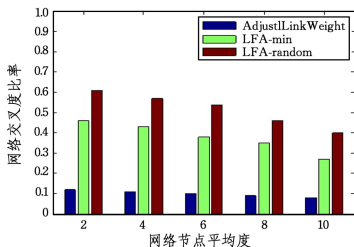


图3 不同算法随着网络平均度的变化情况
Fig.3 Changing results of different algorithms with different average node degrees

根据图1—图3可以得出结论:AdjustLinkWeight的性能明显优于LFA-random和LFA-min,且随着网络节点平均

模拟软件 Brite^[25](Brite是由波士顿大学开发的生成拓扑的一款开源软件)产生的拓扑结构,生成拓扑时,我们假设网络中链路的权值是对称的^[26],其具体参数如表2所列。

表1 Rocketfuel的拓扑结构

Table 1 Topology of Rocketfuel

AS 号码	AS 名称	结点数量	链路数量
1221	Telstra	108	153
1239	Sprint	315	972
3257	Tiscali	161	328
3967	Exodus	79	147

度的增加,各算法的性能都有明显的提升。

3.3 网络可用性

本节将利用 Disconnect Fraction 来衡量网络的可用性。Disconnect Fraction 可以表示为,当网络中的链路按照一定的概率出现故障时,网络中所有受这些故障影响的源-目的的数量与网络中所有源-目的的数量之比。从该定义可以看出,Disconnect Fraction 的数值越小,网络的可用性越高,反之网络的可用性越低。

图4—图6分别表示在 Abilene, Ebone 和 Sprint 拓扑结构中,不同算法对应的实验结果。

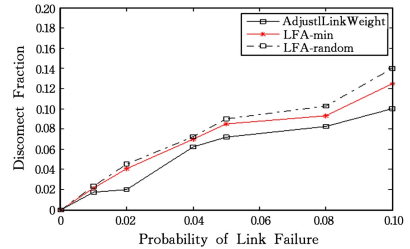


图4 不同算法在 Abilene 上的运行情况
Fig.4 Results on Abilene topology for different algorithms

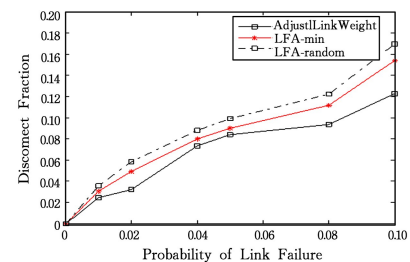


图5 不同算法在 Ebone 上的运行情况
Fig.5 Results on Ebone topology for different algorithms

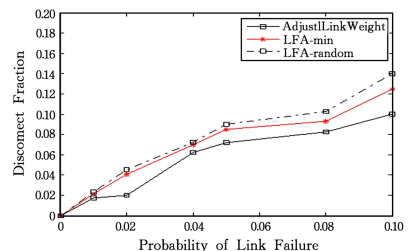


图6 不同算法在 Sprint 上的运行情况
Fig.6 Results on Sprint topology for different algorithms

从图中可以看出,随着链路失效概率的增加,Disconnect Fraction 的数值不断提升。AdjustLinkWeight 的性能明显优于 LFA-random 和 LFA-min 的性能。例如,当网络中链路失效概率为 0.1 时,对于 Sprint 拓扑结构,算法 AdjustLinkWeight, LFA-random 和 LFA-min 的网络断开概率分别为 12%, 16% 和 14%。

结束语 本文提出通过构造不相交路径来提高域内路由可用性,增加网络的可靠性,减少由于网络故障造成的报文丢失问题。首先将构造不相交路径形式化描述为 ILP 问题,然后利用启发式算法求近似最优解,最后在大量拓扑结构进行了模拟实验。实验结果表明,所提算法可以大大提高网络的可用性。本文提出的算法与目前互联网部署的域内路由协议是兼容的,因此容易实际部署。

参 考 文 献

- [1] CLARK D. The design philosophy of the DARPA internet protocols[J]. *Acm Sigcomm Computer Communication Review*, 1988, 18(4): 106-114.
- [2] BLACK U. Voice over IP[M]. Prentice-Hall, Inc., 1999.
- [3] DREW P, GALLON C. Next-generation voip network architecture: MSF Technical Report: MSF-TR-ARCH-001-FINAL[R]. Multiservice Switching Forum, 2003.
- [4] GOODE B. Voice over internet protocol (voip)[J]. *Proceedings of the IEEE*, 2002, 90(9): 1495-1517.
- [5] KRIST P. Scalable and Efficient Multipath Routing: Complexity and Algorithms[C]// 2015 IEEE 23rd International Conference on Network Protocols (ICNP). IEEE, 2015: 376-385.
- [6] ZHENG J, XU H, ZHU X, et al. We've Got You Covered: Failure Recovery with Backup Tunnels in Traffic Engineering[C]// 2016 IEEE 24rd International Conference on Network Protocols (ICNP). IEEE, 2016.
- [7] HARTERT R, VISSICCHIO S, SCHAUS P, et al. A Declarative and Expressive Approach to Control Forwarding Paths in Carrier-Grade Networks [J]. *Acm Sigcomm Computer Communication Review*, 2015, 45(5): 15-28.
- [8] MARKOPOULOU A, IANNACCONE G, BHATTACHARYA S, et al. Characterization of failures in an operational ip backbone network [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2008, 16(4): 749-762.
- [9] HOU M, WANG D, XU M, et al. Selective protection: a cost-efficient backup scheme for link state routing[C]// 29th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems. IEEE, 2009: 68-75.
- [10] GENG H J, SHI X G, YIN X, et al. Algebra and algorithms for multipath QoS routing in link state networks [J]. *Journal of Communications and Networks*, 2017, 19(2): 189-200.
- [11] YALLOUZ J, ROTTENSTREICH O, BABARCI P, et al. Optimal Link-Disjoint Node-"Somewhat Disjoint" Paths[C]// 2016 IEEE 24rd International Conference on Network Protocols (ICNP). IEEE, 2016: 1-10.
- [12] KWONG K W, GAO L, ZHANG Z L. On the feasibility and efficacy of protection routing in IP networks [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2011, 19(5): 1543-1556.
- [13] SRIDHARAN A, GUERIN R, DIOTC. Achieving near-optimal traffic engineering solutions for current ospf/is-is networks [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2005, 13(2): 234-247.
- [14] YANG X, WETHERALL D. Source selectable path diversity via routing deflections [J]. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 2006, 36(4): 159-170.
- [15] ATLAS A, ZININ A. Basic specification for ip fast reroute: Loop-free alternates; RFC 5286 [S]. New York, NY, USA: A. Atlas, Ed., 2008.
- [16] FRANCOIS P, BONAVENTURE O. An evaluation of IP-based fast reroute techniques [C]// ACM Conference on Emerging Network Experiment and Technology. ACM, 2005: 244-245.
- [17] HARTMANN M, HOCK D, MENTH M. Routing optimization for IP networks with loop-free alternates [J]. *Computer Networks*, 2016, 95: 35-50.
- [18] LI A, FRANCOIS P, YANG X. On improving the efficiency and manageability of NotVia [C]// ACM Conference on Emerging Network Experiment and Technology (CONEXT). ACM, 2007: 1-12.
- [19] JAYAVELU G, RAMASUBRAMANIAN S, YOUNIS O. Maintaining colored trees for disjoint multipath routing under node failures [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, 17(1): 346-359.
- [20] KINI S, RAMASUBRAMANIAN S, KVALBEIN A, et al. Fast recovery from dual link failures in IP networks [C]// Proc. INFOCOM. IEEE, 2009.
- [21] MEDARD M, FINN S, BARRY R, et al. Redundant trees for preplanned recovery in arbitrary vertex-redundant or edge-redundant graphs [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1999, 7(5): 641-652.
- [22] SUURBALLE J W. A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths [J]. *Networks*, 2006, 14(2): 325-336.
- [23] NETWORK A B. Advanced networking for research and education [OL]. <http://abilene.internet2.edu>.
- [24] SPRING N, MAHAJAN R, WETHERALL D, et al. Measuring isp topologies with rocketfuel [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2004, 12(1): 2-16.
- [25] MEDINA A, LAKHINA A, MATTA I, et al. Brite: An approach to universal topology generation [C]// IEEE International Workshop on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems. IEEE, 2001: 346-353.
- [26] GJOKA M, RAM V, YANG X. Evaluation of ip fast reroute proposals [C]// International Conference on Communication Systems Software and Middleware. IEEE, 2007: 1-8.