计 算 机 研 究 与 发 展
Journal of Computer Research and Development
DOI: 10.7544/issn1000-1239.202220914
61(2): 529−538, 2024

一种基于转发图的域内路由保护算法

耿海军[1,2,3] 孟 卓[1,3] 姚姗姗[1,3] 杨 静[2,3] 池浩田[2] 尹 霞[4]

[1](山西大学计算机与信息技术学院 太原 030006)

[2](山西大学自动化与软件学院 太原 030006)

[3](山西大学大数据科学与产业研究院 太原 030006)

[4](清华大学计算机科学与技术系 北京 100084)

(genghaijun@sxu.edu.cn)

An Intra-Domain Routing Protection Algorithm Based on Forwarding Graph

Geng Haijun[1,2,3], Meng Zhuo[1,3], Yao Shanshan[1,3], Yang Jing[2,3], Chi Haotian[2], and Yin Xia[4]

[1](*School of Computer and Information Technology*, *Shanxi University*, *Taiyuan* 030006)

[2](*School of Automation and Software Engineering*, *Shanxi University*, *Taiyuan* 030006)

[3](*Industry of Big Data Science and Industry* , *Shanxi University*, *Taiyuan* 030006)

[4](*Department of Computer Science and Technology*, *Tsinghua University*, *Beijing* 100084)

Abstract Currently, intra-domain routing protocols which are deployed on the Internet respond to network failures through a global convergence mechanism. In the process of routing convergence, a large number of data packets will be discarded, leading to network interruption. The industry proposes to use routing protection methods to solve the above problem. However, the existing routing protection methods have the following four problems: 1) they cannot cope with all possible single failures in the network; 2) they need the assistance of additional auxiliary mechanisms; 3) they do not support incremental deployment; 4) each node stores multiple backup next hops for each destination, increasing storage and computation costs. We propose an intra-domain routing protection algorithm based on forwarding graph (RPBFG) to solve the above four problems of existing routing protection algorithms. We first establish a routing protection model with the goal of maximizing the failure protection ratio and the constraint that the forwarding graph contains the reverse shortest path tree; then a genetic algorithm is proposed to construct a forwarding graph that satisfies the above goal; finally, the backup next hop of all nodes arriving at the destination node is calculated according to the constructed forwarding graph. We compare the performance of RPBFG, NPC, U-turn, MARA-MA and MARA-SPE in 11 real topologies, including failure protection ratio and path stretch. The experimental results show that RPBFG can deal with all possible single failures in the network, and that is to say the failure protection ratio of RPBFG is 100%, while the average failure protection ratio of NPC, U-turn, MARA-MA and MARA-SPE is 45.05%, 74.53%, 89.78% and 91.24% respectively. In the aspect of path stretch, RPBFG decreased by

收稿日期: 2022-11-03; **修回日期**: 2023-04-14

基金项目: 山西省应用基础研究计划项目 (20210302123444, 20210302123455); 山西省高等学校科技创新项目 (2022L002); 中国高校产学研创新基金项目(2021FNA02009); 国家自然科学基金项目 (61702315, 61906115); 山西省重点研发计划项目 (201903D421003, 202202020101004); 国家重点研发计划项目 (2018YFB1800401)

This work was supported by the Fundamental Research Program of Shanxi Province (20210302123444, 20210302123455), the Scientific and Technological Innovation Programs of Higher Education Institutions in Shanxi province (2022L002), the Ministry of Education (CN) Industry-University-Research Innovation Fundation (2021FNA02009), the National Natural Science Foundation of China (61702315, 61906115), the Key Research and Development Program of Shanxi Province (201903D421003, 202202020101004), and the National Key Research and Development Program of China(2018YFB1800401).

通信作者: 尹霞(yxia@tsinghua.edu.cn)

0.11%, 0.72%, 37.79% and 36.26% respectively compared with NPC, U-turn, MARA-MA and MARA-SPE. The research results will help to promote the progress of Internet service providers in deploying intra-domain routing protection schemes in real networks.

Key words routing protection; network failure; failure protection ratio; path stretch; directed acyclic graph; forwarding graph

摘 要 业界提出利用路由保护算法来解决网络中的故障问题,然而已有的路由保护算法存在4个方面的问题:1)无法应对网络中所有可能的单故障情形;2)需要额外辅助机制的协助;3)不支持增量部署;4)每个结点存储多个到达目的地址的备份下一跳.提出一种基于转发图的域内路由保护算法(an intra-domain routing protection algorithm based on forwarding graph, RPBFG)来解决这4个问题.首先建立了以最大化故障保护率为目标、以转发图包含反向最短路径树为约束条件的路由保护模型;然后提出了利用遗传算法构造满足上述目标的转发图;最后根据构造的转发图计算出所有结点到达目的结点的备份下一跳.在11个真实拓扑结构中比较了RPBFG, NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE在故障保护率和路径拉伸度的性能.实验结果表明,RPBFG可以应对网络中所有可能的单故障;在平均路径拉伸度方面,RPBFG比NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE分别降低了0.11%, 0.72%, 37.79%, 36.26%.

关键词 路由保护;网络故障;故障保护率;路径拉伸度;有向无环图;转发图

中图法分类号 TP393

开放最短路径优先(open shortest path first, OSPF)[1]协议和中间系统到中间系统(intermediate system to intermediate system, IS-IS)协议是互联网目前使用的2个典型的域内路由协议[2],这2个协议采用最短路径将报文从源地址转发到目的地址.在OSPF和IS-IS中,每个路由器通过交互链路状态通告获得整个网络的拓扑结构,然后该路由器通过迪杰斯特拉算法计算以自身为根的最短路径树,最后该路由器根据最短路径树构造出自己的路由表.当网络出现故障时,OSPF和IS-IS采用重新收敛机制来应对网路中的故障.但是研究表明[3-5],它们的重新收敛时间大概在几秒甚至几十秒左右,在路由协议重新收敛的过程中受这些故障影响的报文将会被丢弃,严重影响了网络的性能,大大降低了用户的体验.互联网部署的实时应用对网络的收敛时间提出了更高的要求[6-8].传统的路由协议无法满足实时应用对网络收敛时间的要求[9].为此,业界提出利用路由保护算法来解决此问题,研究表明路由保护算法[10]可以大大降低由于故障造成的网络中断时间,显著减少报文丢失.

在已有的路由保护算法中,最经典的方法是IP快速重路由(IP fast rerouting, IPFRR)[11],该算法可以选择事先计算好的备份下一跳绕过故障,从而降低由于故障造成的报文丢失率.与最短路径路由相比,IPFRR有明显的优点:可以立即重新转发数据包,而不是等待路由重新收敛(通常为几秒甚至几十秒),从而避免在路由重新收敛阶段出现路由环路和数据包丢失问题[12].

路由保护算法最核心的技术是如何为每个结点计算到达目的结点的无环路备份下一跳.下游规则(downstream criterion, DC)[13]是一种经典的无环路计算规则,该规则选择距目的地址更近的邻居结点作为备份下一跳.以目的结点构造有向无环图(directed acyclic graph, DAG),也可以计算出无环路备份下一跳.基于最大邻接顺序的最大可选择性路由算法(maximum alternative routing algorithm, MARA)[14]的核心思想就是将网络拓扑转换为DAG.但是文献[13−14]算法和网络拓扑结构密切相关,在某些拓扑结构中故障保护率较低.在DAG图中,每条链路仅有1个方向,这个要求大大降低了结点可以计算出无环路备份下一跳的可能性.JNHOR-SP(shortest path compatible Joker-capable next hop optimality routing)[15]利用路由结点排序和Joker链路来提高DAG图的故障保护率,网络中的Joker链路具有2个方向,但是由于计算Joker链路算法的缺陷,JNHOR-SP平均仅能提供95%左右的故障保护率.基于报文入端口的无环路路由(loop free inport-dependent, LFID)[16]通过扩展DAG,将部分链路修改为双向链路,从而同时解决网络故障和网络拥塞问题,但是LFID的故障保护率为88.9%~98.2%.Not-Via[17]和段路由[18](segment routing, SR)可以保护网络所有可能的单故障,但是二者需要借助辅助机制的协助,在实际中部署比较困难.

已有的路由保护算法存在4个方面的问题：1)无法应对网络中所有可能的单故障情形；2)需要额外辅助机制的协助；3)不支持增量部署；4)需要存储多个备份下一跳. 我们拟设计一个路由算法，该算法满足4个要求：1)每个路由器存储2个下一跳，其中一个为最优下一跳，另外一个为备份下一跳；2)可以应对网络中所有可能出现的单故障情形；3)不需要额外辅助机制的协助；4)支持增量部署. 基于此本文提出了一个满足这4个要求的基于转发图的域内路由保护算法(an intra-domain routing protection algorithm based on forwarding graph, RPBFG). 受JNHOR-SP和LFID这2个算法的启发，本文通过构造转发图来解决DAG图故障保护率较低的问题. 在转发图中，每条链路可能存在2个方向，这将明显提高故障保护率. 与JNHOR-SP和LFID不同的是，RPBFG可以提供100%故障保护率. 我们将在后面的章节中详细介绍什么是转发图，如何构造转发图，如何利用转发图计算无环路备份下一跳.

本文的主要贡献包括4个方面：

1) 提出了以最大化故障保护率为目标，转发图包含反向最短路径树为约束条件的路由保护算法模型RPBFG.

2) 针对提出的路由保护算法模型，首先提出了利用RPBFG解决快速构造转发图的算法，然后利用转发图为每个结点计算唯一一个备份下一跳.

3) RPBFG是对当前链路状态路由协议的扩展，不会改变路由协议报文的交互过程. RPBFG需要的数据都可以从链路状态路由协议中获得，唯一的变化是路由计算部分，因此RPBFG支持增量部署.

4) 在11个真实网络拓扑中进行了实验，实验结果表明RPBFG不仅可以支持100%的单故障保护，而且具有较小的路径拉伸度.

根据这4点贡献的描述可知RPBFG可以应对网络中所有可能的单故障情形，不需要额外辅助机制的协助，支持增量部署，每个结点存储唯一一个到达目的地址的备份下一跳. 因此RPBFG可以解决文中描述的已有路由保护算法存在的4个问题.

1 相关工作

已有研究[19]证实，互联网中每天都会出现大量的网络故障. 为了应对互联网中频繁出现的故障，业界提出了路由保护算法[20]，从而尽量降低由于故障造成的损失. 根据报文在转发过程中是否需要辅助机制的协助，可以将路由保护算法分为2类：第1类不需要借助辅助转发机制；第2类需要借助辅助转发机制.

第1类路由保护算法主要包括等价多路径路由(equal cost multipath routing, ECMP)、无环路备选条件(loop-free alternates, LFA)、U-turn、MARA-MA、基于扩展最短路径的最大可选择性路由算法(maximum alternative routing algorithm-shortest path extension, MARA-SPE)等；第2类路由保护算法主要包括Not-Via、SR、多配置路由(multiple routing configuration, MRC)、报文携带故障(failure carrying packet, FCP)等. 第1类算法和目前使用的路由协议是兼容的，因此支持增量部署. 然而第2类路由保护算法需要对目前使用的路由协议进行修改，实现难度较大. 本文重点研究第1类路由保护算法，下面将分别介绍这类路由算法.

OSPF协议增加了对ECMP的支持，但是ECMP仅仅支持代价相同的最短路径，因此对提高路由可用性的贡献比较有限[21]. 为了应对ECMP在解决路由可用性方面存在的问题，国际互联网工程任务组(Internet Engineering Task Force, IETF)提出了快速重路由的基本框架. LFA就是基于此框架提出的无环路路由. LFA包括3种应对故障的保护条件：链路保护条件(link protection condition, LPC)、结点保护条件(node protection condition, NPC)和DC. 文献[22−23]分别介绍了如何通过调整链路权值和修改网络拓扑结构提高LFA的故障保护率. U-turn[24]将选择备份下一跳扩展到计算结点邻居的邻居，即如果计算结点的邻居没有满足无环路规则的下一跳，但是计算结点的邻居的邻居有满足无环路规则的下一跳，则该邻居可以作为计算结点的备份下一跳，因此U-turn可以进一步提高故障保护率. MARA-MA[14]以最大化最小连通性为目标构造DAG，MARA-SPE[14]和MARA-MA的目标是一致的，但是MARA-SPE的约束条件为DAG必须包含最短路径树.

文献[25]提出了基于Not-Via地址的快速重路由机制. 在该算法中，网络中的每条链路都有2个地址，一个是正常的IP地址，另一个Not-Via地址. 该机制使用Not-Via地址显示的说明网络中出现故障的结点或者链路，从而使报文避开该故障. 基于隧道的路由保护算法[26]为所有源目的对计算中转隧道结点，然而并不是所有的结点对之间都存在中转结点. 基于SR[14]的路由保护算法将网络的路径分成一个

个的小段, 然后为这些段和网络结点分配 Segment Routing 的 ID, 通过对这些 Segment Routing ID 进行有序的排列, 就可以生成一条完整的转发路径.

MRC[27] 通过改变网络中链路的代价计算出多个配置图, 这些不同配置图可以应对网络中出现的不同故障, 从而达到提高路由可用性的目的, 但是 MRC 部署开销较大. FCP[28] 的核心思路为: 首先将报文遇到的故障存放在其头部, 然后根据该头部信息更新网络拓扑结构, 最后利用新的网路拓扑结构计算新的最短路径. FCP 可以应对网络中的单故障问题, 但是该方法需要改变路由协议, 部署难度较大.

表 1 列出了 RPBFG 和已有路由保护算法的链路状态路由协议, 在支持逐跳转发和支持 100% 的单故障保护等方面进行比较.

1) 链路状态路由协议. 每个路由器根据网络拓扑结构做出最终的路由决策.

2) 支持逐跳转发. 每个路由器基于目标地址查找数据报的下一跳, 转发过程不需要借助额外机制的协助.

3) 支持 100% 的单故障保护. 当网络出现单故障时, 只要网络依然保持链路, 数据报就可以被正确转发到目的地址.

Table 1 Comparison of Routing Protection Algorithms

表 1 路由保护算法的比较

算法	是否是链路状态路由协议	是否支持逐跳转发	是否支持 100% 的单故障保护
OSPF[1]	√	√	×
LFA[11]	√	√	×
MARA-MA[14]	√	√	×
MARA-SPE[14]	√	√	×
JNHOR-SP[15]	√	√	×
LFID[16]	√	√	×
SR[18]	×	×	√
U-turn[24]	√	√	×
Not-Via[25]	×	×	√
MRC[27]	×	×	√
FCP[28]	×	×	√
RPBFG (本文)	√	√	√

2 基于转发图的网络模型和问题描述

本节首先定义了反向最短路径树、转发图、故障保护率和路径拉伸度, 然后对基于转发图的路由保护算法进行了形式化的描述. 为了便于读者阅读, 将文中使用的部分符号总结在表 2 中.

Table 2 Symbols Defined in Our paper

表 2 本文定义的符号

符号	含义
$G=(V, E)$	网络拓扑图
V	网络中结点 (路由器) 的集合
E	网络中边 (链路) 的集合
$r(d)$	目的地址为 d 的反向最短路径树
$G(d)$	目的地址为 d 的转发图
$P(v, G(d))$	转发图 $G(d)$ 的故障保护率
$bestn(v, d)$	结点 v 到结点 d 的最优下一跳
$backn(v, d)$	结点 v 到结点 d 的备份下一跳

2.1 网络模型

本文使用无向图 $G=(V, E)$ 来表示一个网络, 其中 V 是无向图中的结点集合, 代表网络中的路由器, E 是无向图中的边集合, 代表网络中的链路. 对于网络中的任意一个结点 $v \in V$, $bestn(v, d)$ 表示结点 v 到结点 d 的最优下一跳, $backn(v, d)$ 表示结点 v 到结点 d 的备份下一跳. 下面给出反向最短路径树、转发图、故障保护率和路径拉伸度的定义.

定义 1. 反向最短路径树. 对于目的结点 d, 其余结点到目的结点 d 都具有最短路径的树. $r(d)$ 表示目的地址为 d 的反向最短路径树.

定义 2. 转发图. 按照一定的规则遍历无环路的有向图. $G(d)$ 表示目的地址为 d 的转发图.

定义 3. 在转发图 $G(d)$ 中, 对于任意的结点 $v \in V, v \neq d$, 如果 v 到 d 的最优下一跳出现故障, v 依然可以到达目的地址 d, 我们称在 $G(d)$ 中结点 v 可以被保护, 否则结点 v 未被保护.

定义 4. 转发图 $G(d)$ 的故障保护率可以表示为 $P(v,G(d)) = \dfrac{\sum_{v \in V} f(v,d)}{|V|-1}$, 其中当结点 v 被保护时 $f(v,d)=1$, 否则 $f(v,d)=0$.

定义 5. 路径拉伸度. 当网络出现故障时, 利用路由保护算法计算出的所有源目的对之间的代价总和与利用最短路径计算出的所有源目的对之间的代价总和的比值.

我们通过一个简单的例子解释上面的定义 1~5. 图 1 表示网络拓扑结构, 链路上的数字表示该链路对应的代价. 图 2 表示以结点 d 为根的反向最短路径树, 实线表示在反向最短路径树中的边, 从图 2 中可

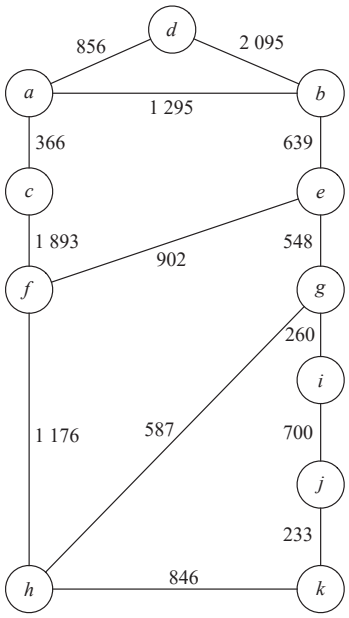


Fig. 1 Network topology structure

图 1 网络拓扑结构

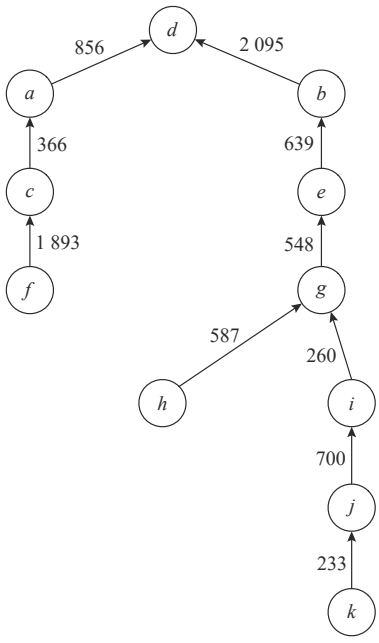


Fig. 2 Reverse shortest path tree

图 2 反向最短路径树

以计算出每个结点到目的结点 d 的最优下一跳. 例如, f 到 d 的最优下一跳可以表示为 $bestn(f, d)=c$, k 到 d 的最优下一跳是 $bestn(k, d)=j$. 图 3 是以 d 为目的地址的转发图, 从图 3 中可以计算出每个结点到目的结点 d 的备份下一跳. 在图 3 中实线箭头表示结点的最优下一跳, 空心箭头表示结点的备份下一跳. 例如, f 到 d 的备份下一跳可以表示为 $backn(f, d)=e$, k 到 d 的备份下一跳可以表示为 $backn(k, d)=h$. 转发图是如

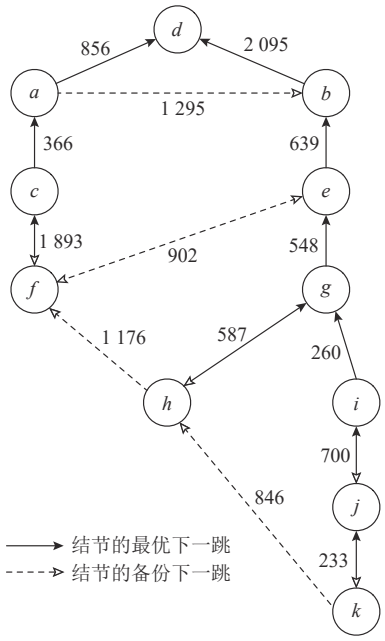


Fig. 3 Forwarding graph

图 3 转发图

何构造出来的, 为什么利用转发图可以计算出结点的备份下一跳将在后面的章节中详细介绍.

2.2 问题描述

为了解决已有路由保护算法存在的 4 个问题, 我们形式化地描述了本文需要解决的科学问题. 在已知网络拓扑结构 $G=(V, E)$ 的前提条件下, 对于目的结点 $d \in V$, 如何构造一组转发图 $G(d)$ 包含反向最短路径树 $r(d)$, 从而使得故障保护率最高. 该问题可以形式化表示为

$$\text{Maximize} \frac{\sum_{d \in V} \sum_{v \in V, v \neq d} P(v, G(d))}{|V|}, \tag{1}$$

$$\text{s.t.} \quad G(d) \supseteq r(d), \tag{2}$$

其中式(1)为目标函数, 即最大化故障保护率; 式(2)表示反向最短路径树属于转发图.

3 转发算法

在构造转发图的过程中, 需要解决 2 个关键问题: 1)如何设计遍历算法, 即转发算法; 2)如何给转发图中链路设置方向, 从而使得该转发图包含反向最短路径树.

3.1 转发算法规则

对于问题 1 我们采用互联网部署的路由转发算法, 这样设计的算法和互联网是兼容的, 便于实际部

署. 我们对转发算法进行简单地描述: 在网络中, 当路由器收到一个报文后, 就会根据报文中目的地址的信息从路由表中查找对应的下一跳, 然后将该报文直接发送给对应的下一跳. 具体的转发规则为:

1) 如果最优下一跳路由器发生了故障, 就从备份路由表中查找备份下一跳, 将报文发送给备份下一跳;

2) 如果收到的报文来自最优下一跳, 也将报文发送给备份下一跳;

3) 其他情况均将报文发送给最优下一跳.

下面通过一个例子来解释转发算法. 在图 3 中, 假设报文的源地址是 c, 目的地址是 d, 当结点 a 出现故障时, 结点 c 将报文转发给备份下一跳 f, 结点 f 发现该报文来自于自己的最优下一跳 c, 因此结点 f 将报文发送给其备份下一跳 e, 接着结点 e 将报文转发给最优下一跳 b, 最后 b 将报文转发给目的地址 d.

3.2 基于遗传算法构造转发图的算法

下面重点描述如何解决问题 2. 给定目的地址 d, 构造 $G(d)$就是为网络拓扑中的链路设定特定的方向. 其中 $G(d)$包含 $r(d)$的条件比较容易实现, 只需要在反向最短路径树 $r(d)$的基础上构造转发图即可. 如何保证构造的图是转发图成为本文研究的重点和难点. 构造转发图就是为网络中的链路指定方向, 对于网络中的链路$(u,v)\in E$, 每条链路有 4 种状态: 第 1 种状态是该链路不在转发图中; 第 2 种状态是该链路的方向为$u\to v$; 第 3 种状态是该链路的方向为$v\to u$; 第 4 种状态是$u\to v$和$v\to u$都在转发图中, 用$v-u$来表示. 如果$(u,v)\in r(d)$, 假设链路的方向为$u\to v$, 则该链路的状态只有$u\to v$和$v-u$这 2 种可能性; 反之假设链路的方向为$v\to u$, 则该链路的状态只有$v\to u$和$v-u$这 2 种可能性. 通过上述分析可知当链路$(u,v)\in r(d)$时, 该链路的状态有 2 种可能性; 当$(u,v)\notin r(d)$, 则该链路的状态有 4 种可能性; 对于一个包含$|V|$个结点、$|E|$条边的网络拓扑来讲, 有$|V|-1$条链路在反向最短路径树上, $|E|+|V|+1$条链路不在反向最短路径树上, 因此链路状态的数量为$2^{|V|-1}\times 4^{|E|-|V|+1}=2^{2\times|E|-|V|+1}$, 如果把所有的链路状态的组合都枚举出来, 然后从中选择符合条件的转发图, 在实际网络中部署是一种不现实的解决方案.

为了解决该问题, 本文提出利用遗传算法来构造转发图, 该算法包含 2 个步骤: 1)计算以结点 d 为根的反向最短路径树 $r(d)$; 2)在 $r(d)$的基础上, 利用遗传算法构造转发图.

算法 1(RPBFG 算法)描述了利用遗传算法构造转发图的过程. 算法的输入为网络拓扑结构 $G=(V,E)$, 输出为每个结点的备份路由表. 下面以目的地址 d 为例进行描述.RPBFG 主要通过 3 个步骤实现: 首先对网络中的链路进行编码, 在链路编码的基础上生成初始转发图; 然后利用选择、交叉和变异操作计算出最优个体, 根据选择的最优个体构造出最优转发图; 最后根据最优转发图计算出所有结点的备份下一跳.

算法 1. RPBFG 算法.

输入: $G=(V,E)$;

输出: $backn(v,d)$, $v\in V, v\neq d$.

① for each $v\in V, v\neq d$

② $backup(v,d)\leftarrow\varnothing$;

③ end for

④ $compute\ r(d)$;

⑤ $population\leftarrow InitPopulation(G,d)$;

/* 利用 $r(d)$生成初始种群*/

⑥ for each $i\in\{1,2,\cdots,m\}$/*算法迭代次数*/

⑦ $remains\leftarrow RouWheelSel(population)$;

⑧ $children\leftarrow\varnothing$;

⑨ for each $parentA\in remains$

⑩ $parentB\in random_select_remains$;

⑪ $child\leftarrow Cross(parentA,parentB)$;

⑫ $child\leftarrow Mutate(child)$;

⑬ $children\leftarrow children\cup\{child\}$;

⑭ $population\leftarrow children\cup remains$;

⑮ end for

⑯ end for

⑰ $FG\leftarrow ComputeFG(Best(population))$;

⑱ for each $v\in V, v\neq d$

⑲ $backup(v,d)\leftarrow ComputeBackup(FG)$;

⑳ end for

㉑ return $backup(v,d)$, $v\in V, v\neq d$.

在介绍 RPBFG 之前, 我们描述链路编码的算法和适应度函数. 首先描述链路编码的算法. 对于网络中的链路$(u,v)\in E$, 用 2 位二进制编码来表示链路的状态: 因此每条链路有 4 种状态: 00 表示该链路不在转发图中, 01 表示该链路的方向为$u\to v$, 10 表示该链路的方向为$v\to u$,11 表示该链路的方向为$v-u$. 例如网络中有 5 条链路, 分别是(a,b),(b,c),(c,d),(a,d),(b,d), 如果对应的链路编码为(1001101101),

则表示链路(a, b)的方向为$a \to b$，链路(b, c)的方向为$c \to b$，链路(c, d)的方向为$c \to d$，链路(a, d)的方向为$a \to d$，链路(b, d)的方向为$d \to b$. 然后描述适应度函数. 为了保证RPBFG在满足最大化故障保护率的同时，尽可能降低重路由路径的路径拉伸度，本文的适应度函数=故障保护率+0.001×路径拉伸度. 下面详细介绍算法RPBFG的执行过程，如算法1所示. 将备份下一跳集合初始化为空(行①~③)；对于网络中的结点$d \in V$，利用迪杰斯特拉算法计算反向最短路径树$r(d)$(行④). 行⑤表示生成初始化种群，本文利用$r(d)$生成初始种群，所有种群的规模数为N，所有初始种群的编码相同. 遗传算法的迭代过程中迭代次数为m(行⑥)，在每次迭代中，利用轮盘赌算法[29]进行选择操作，该算法根据个体的适应度和累计概率计算个体被选择的概率，轮盘赌选择中个体的适应度越好越有可能被保留，如果要保留n个个体，则在现有的$2n$个个体中进行n次有放回抽样，每次抽样中每个个体被抽中的概率为$p_i = f_i / \sum_{j=1}^{N} f_j$，其中$p_i$表示该个体被保留的概率，$f_i$表示该个体的适应度，$\sum_{j=1}^{N} f_j$表示所有个体适应度之和(行⑦). 行⑪和行⑫分别表示交叉和变异操作. 本文使用的交叉方法为多点交叉. 具体方法为：首先将要执行交叉的2个个体分别表示为A和B，然后随机选择若干个位置(每个位置被选择的概率是提前设置好的)，将这些位置记为$\{i_1, i_2, \cdots, i_n\}$，而后将$A$和$B$中的$\{i_1, i_2, \cdots, i_n\}$位置上的基因相互交换. 算法1中使用2个位置的基因表示1条边的方向，所以在交叉互换的过程中将基因两两视为一个整体，以确保边的方向信息作为整体被交换.

本文采用的变异方法为：用变异率p表示基因变异的概率，当1个染色体发生变异时，它的每个基因都按照概率p发生变异，当某个位置的基因发生变异时，如果基因未变异概率为1，则基因概率变异为0，反之，如果基因未变异概率为0，则基因概率变异为1. 为了保证变异后的染色体所表示的转发图不产生路由环路，在每次变异后都会检查其是否产生了环路，如果这次变异导致了环路，那就将该基因还原. 需要注意的是，染色体中表示最短路径树中有向边的基因不会发生变异，因为这些基因表示的是最优下一跳. 当迭代部分执行完毕以后，根据最优个体$Best(population)$中链路的方向利用$ComputeFG(Best(population))$计算出转发图(行⑰)；然后利用该转发图为网络中的其他结点计算到达目的地址d的备份下一跳，为结点$v \in V, v \neq d$计算备份下一跳的算法如下：遍历结点v的不是最优下一跳的邻居结点v，如果该边的编码为10或者11，则结点u可以将结点v作为备份下一跳(行⑱~⑳). 当算法1执行完毕以后，返回所有结点到达目的结点d的备份下一跳集合(行㉑).

下面分析算法的时间复杂度. 算法1的行①~③的时间复杂度为$O(|V|)$，行④的时间复杂度为$O(|V|\lg|V|+|E|)$，行⑤的时间复杂度为$O(N)$，行⑥~⑯的时间复杂度为$O(N \times m)$，行⑰的时间复杂度为$O(|E|)$，行⑱~⑳的时间复杂度为$O(|V|)$，RPBFG的总时间复杂度为$O(|V|)+O(|V|\lg|V|+|E|)+O(N)+O(N \times m)+O(|E|)+O(|V|)$，即$O(|V|\lg|V|+2|E|+N \times m)$.

4 实验及结果分析

本节将RPBFG与NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE进行比较，采用Python实现这5种算法. 实验采用了11种真实的网络拓扑结构[30]，如表3所示，使用真实拓扑结构使得实验结果更加真实准确. 实验采用的度量指标包括故障保护率和路径拉伸度. 故障保护率反映了算法应对网络中发生故障的能力，该值越大说明算法应对故障的能力越强. 路径拉伸度表示当网络出现故障以后，重路由路径的代价和最短路径的代价的比值，该值越小说明利用路由保护算法计算出的路径代价和利用最短路径计算出的路径代价接近，给网络带来的额外开销越低.

Table 3 Real Network Topology

表3 真实网络拓扑

网络拓扑	结点的数量	边的数量
Abilene	11	14
Ans	17	24
Arpanet19719	18	22
Arpanet19723	24	27
Arpanet19728	29	32
AttMpls	25	56
Belnet2004	18	34
Cernet	14	16
Agis	16	21
NJLATA	11	23
USLD	28	45

4.1 故障保护率

本节比较算法 RPBFG, NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 的故障保护率. 图 4 描述了 5 种算法在 11 个真实网络拓扑图中的故障保护率. 在所有实验的网络拓扑结构中 RPBFG 的故障保护率均为 1.0, NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 的故障保护率均低于 1.0. 例如, 在 Abilene 中, NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 对应的故障保护率分别是 0.48 , 0.75, 0.85 , 0.88, 在 Arpanet 19728 中, NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 对应的故障保护率分别是 0.07, 0.23 , 0.81 , 0.84. 这是因为 NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 使用一定的规则计算备份下一跳, 因为这些规则和网络拓扑结构密切相关, 在某些网络拓扑结构中无法为所有的源目的结点对计算符合这些规则的备份下一跳. 而 RPBFG 与网络拓扑无关, 只要网络中存在的路径可以到达目的地址, RPBFG 就可以计算出相应的重路由路径.

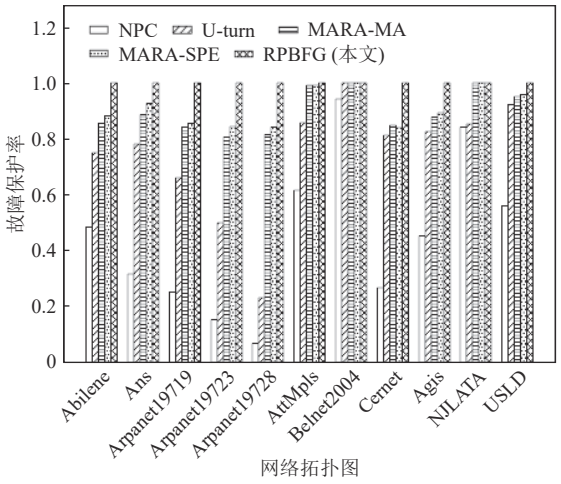


Fig. 4 Failure protection ratio of different algorithms in real topologies

图 4 不同算法在真实拓扑中的故障保护率

4.2 路径拉伸度

在计算路径拉伸度的过程中, 为了体现公平性, 只考虑 2 个算法都能保护的路径. 具体计算算法为: 算法 A 可以保护所有源目的结点对的集合 α, 算法 B 可以保护所有源目的结点对集合 β, 这 2 个集合的交集 $C=\alpha\cap\beta$ 就是需要计算的源目的结点对集合. 表 4 列出了 RPBFG 和 NPC 的路径拉伸度的平均值和方差. 表 5 列出了 RPBFG 和 U-turn 的路径拉伸度的平均值和方差. 表 6 列出了 RPBFG 和 MARA-MA 的路径拉伸度的平均值和方差. 表 7 列出了 RPBFG 和 MARA-SPE 的路径拉伸度的平均值和方差. 从表 4~7 可以看出, RPBFG 的路径拉伸度的平均值和方差几乎明显低于其余 4 种算法. 在平均路径拉伸度方面, RPBFG 比 NPC, U-turn, MARA-MA, MARA-SPE 分别降低了 0.11%, 0.72%, 37.79%, 36.26%.

Table 4 Comparison Result of Path Stretch for NPC and RPBFG

表 4 NPC 和 PBFG 路径拉伸度比较结果

网络拓扑	NPC		RPBFG (本文)	
	平均值	方差	平均值	方差
Abilene	1.004 2	0.033 4	1.002 7	0.020 8
Ans	1.001 9	0.020 5	1.001 5	0.019 1
Arpanet19719	1.000 8	0.012 5	1.000 6	0.011 0
Arpanet19723	1.000 2	0.004 4	1.000 1	0.004 1
Arpanet19728	1.000 0	0.000 9	1.000 0	0.001 0
AttMpls	1.002 9	0.026 9	1.000 4	0.012 1
Belnet2004	1.000 0	0.000 0	1.000 0	0.000 0
Cernet	1.000 0	0.000 0	1.000 0	0.000 0
Agis	1.001 2	0.016 5	1.002 0	0.026 9
NJLATA	1.006 8	0.042 7	1.000 2	0.002 6
USLD	1.003 4	0.027 0	1.001 8	0.020 1

Table 5 Comparison Result of Path Stretch for U-turn and RPBFG

表 5 U-turn 和 RPBFG 路径拉伸度比较结果

网络拓扑	U-turn		RPBFG (本文)	
	平均值	方差	平均值	方差
Abilene	1.020 6	0.107 7	1.011 6	0.067 7
Ans	1.019 8	0.097 1	1.011 9	0.073 6
Arpanet19719	1.015 3	0.076 8	1.012 3	0.068 9
Arpanet19723	1.009 7	0.055 8	1.009 6	0.056 2
Arpanet19728	1.003 2	0.030 9	1.003 9	0.040 8
AttMpls	1.021 6	0.157 3	1.001 6	0.025 8
Belnet2004	1.007 9	0.097 7	1.000 0	0.000 0
Cernet	1.014 3	0.087 7	1.014 3	0.087 7
Agis	1.013 9	0.087 1	1.011 4	0.072 7
NJLATA	1.022 6	0.123 7	1.000 1	0.002 2
USLD	1.015 5	0.080 6	1.006 9	0.046 9

5 结 论

为了应对网络中频繁出现的故障, 本文提出了一种基于转发图的域内路由保护算法(RPBFG), 该算法通过构造最优转发图应对网络故障. 与已有路

Table 6 Comparison Result of Path Stretch for MARA-MA and RPBFG

表 6 MARA-MA 和 RPBFG 路径拉伸度比较结果

网络拓扑	MARA-MA		RPBFG（本文）	
	平均值	方差	平均值	方差
Abilene	1.575 1	1.374 9	1.012 4	0.073 7
Ans	1.652 8	1.118 5	1.008 3	0.059 9
Arpanet19719	1.298 9	0.577 4	1.018 9	0.097 0
Arpanet19723	1.363 4	0.735 1	1.018 8	0.093 9
Arpanet19728	1.376 7	0.855 6	1.031 1	0.145 5
AttMpls	2.233 2	1.141 3	1.001 8	0.027 5
Belnet2004	1.258 7	0.275 2	1.000 0	0.000 0
Cernet	1.674 8	1.338 7	1.013 6	0.092 5
Agis	1.402 2	0.627 3	1.008 0	0.061 6
NJLATA	1.762 8	0.820 2	1.000 3	0.004 5
USLD	2.275 0	1.910 1	1.005 8	0.041 5

Table 7 Comparison Result of Path Stretch for MARA-SPE and RPBFG

表 7 MARA-SPE 和 RPBFG 路径拉伸度比较结果

网络拓扑	MARA-SPE		RPBFG（本文）	
	平均值	方差	平均值	方差
Abilene	1.568 7	1.006 8	1.024 7	0.106 6
Ans	1.560 4	1.005 5	1.009 8	0.064 8
Arpanet19719	1.197 1	0.471 1	1.012 4	0.076 7
Arpanet19723	1.230 4	0.441 2	1.020 9	0.098 4
Arpanet19728	1.275 4	0.745 7	1.028 0	0.138 3
AttMpls	2.176 5	1.024 3	1.002 4	0.031 0
Belnet2004	1.364 8	0.424 3	1.000 0	0.000 0
Cernet	1.715 6	1.425 6	1.013 4	0.090 5
Agis	1.485 8	0.704 0	1.011 0	0.074 4
NJLATA	1.744 2	0.801 3	1.000 3	0.004 5
USLD	2.141 1	1.679 6	1.005 6	0.040 3

由保护算法不同，RPBFG 仅为每个结点存储 1 个备份下一跳，这样可以大大降低存储开销. 我们首先描述了需要解决的关键科学问题；然后理论分析直接求解的复杂度；接着采用遗传算法来解决提出的问题，从而降低求解的复杂度；最后在 11 个真实拓扑中对 RPBFG 的性能进行了测试. 仿真测试表明该算法可以应对网络中所有可能的单故障情形，并且具有较小的路径拉伸度. RPBFG 是一种域内路由保护算法，在未来的工作中将研究如何将 RPBFG 的核心思想应用到域间路由保护算法中，从而进一步提高网络的可用性.

作者贡献声明：耿海军提出了算法思路和实验方案，并撰写论文；孟卓负责执行实验方案；姚珊珊参与实验方案指导和对部分实验结果分析；杨静参与论文校对和实验方案指导；池浩田提出了指导意见并修改论文；尹霞提出方法的指导意见和审核论文.

参 考 文 献

[1] Moy J. RFC 2328 OSPF Version 2 [S/OL]. The Internet Engineering Task Force, 1998[2022-09-06].https://www.ietf.org/rfc/rfc2328

[2] David O. RFC 1142 OSI IS-IS Intra-domain Routing Protocol [S/OL]. The Internet Engineering Task Force, 1990[2022-08-12]. https://www.ietf.org/rfc/rfc1142

[3] Duijn I V, Jensen P G, Jensen J S, et al. Automata-theoretic approach to verification of MPLS networks under link failures[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2022, 30(2): 766−781

[4] Foerster K T, Kamisiski A, Pignolet Y A, et al. Improved fast rerouting using postprocessing[J]. IEEE Transactions on Dependable and Secure Computing, 2022, 19(1): 537−550

[5] Yang Ze, Yeung K L. SDN candidate selection in hybrid IP/SDN networks for single link failure protection[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2020, 28(1): 312−321

[6] Geng Haijun, Zhang Han, Shi Xingang, et al. Efficient computation of loop-free alternates[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2020, 151: 1−12

[7] Jia Xuya, Li Dan, Zhu Jing, et al. Metro: An efficient traffic fast rerouting scheme with low overhead[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2019, 27(5): 2015−2027

[8] Borokhovich M, Pignolet Y A, Schmid S, et al. Load-optimal local fast rerouting for dense networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2018, 26(6): 2583−2597

[9] Yang Yuan, Xu Minwei, Li Qi. Fast rerouting against multi-link failures without topology constraint[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2018, 26(1): 384−397

[10] Shukla A, Foerster K T. Shortcutting fast failover routes in the data plane [C] //Proc of the 16th Symp on Architectures for Networking and Communications Systems. Piscataway, NJ: IEEE, 2021: 15−22

[11] Atlas A, Zinin A. RFC 5286 Basic Specification for IP Fast Reroute: Loop-free Alternates [S/OL]. The Internet Engineering Task Force, 2008[2022-10-08].https://www.ietf.org/rfc/rfc5286

[12] Geng Haijun, Shi Xingang, Wang Zhiliang, et al. Intra-domain routing protection scheme based on minimum intersection paths[J]. Journal of Software, 2020, 31(5): 1536−1548 (in Chinese)
(耿海军, 施新刚, 王之梁, 等. 基于最小路径交叉度的域内路由保护方案 [J]. 软件学报, 2020, 31(5): 1536−1548)

[13] Yang Xiaowei, Wetherall D. Source selectable path diversity via routing deflections[J]. Computer Communication Review, 2006, 36(4): 159−170

[14] Ohara Y , Imahori S , Meter R V. MARA: Maximum alternative routing algorithm[C] //Proc of the 28th Int Conf on Computer Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2009: 298−306

[15] Vo H Q, Lysne O, Kvalbein A. Routing with Joker links for maximized robustness[C/OL] //Proc of the 12th Int Conf on IFIP Networking Conf. Piscataway, NJ: IEEE, 2013[202-10-17].https://ieeexplore.ieee.org/document/6663494

[16] Schneider K, Zhang Beichuang, Benmohamed L. Hop-by-hop multipath routing: Choosing the right nexthop set[C] //Proc of the 39th Int Conf on Computer Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2020: 2273−2282

[17] Menth M, Hartmann M, Martin R, et al. Loop-free alternates and not-via addresses: A proper combination for IP fast reroute?[J]. Computer Networks, 2010, 54(8): 1300−1315

[18] Anbiah A, Sivalingam K M. Efficient failure recovery techniques for segment-routed networks[J]. Computer Communications, 2022, 182: 1−12

[19] Markopoulou A, Iannaccone G, Bhattacharyya S, et al. Characterization of failures in an operational IP backbone network[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 16(4): 749−762

[20] Chiesa M, Kamisinski A, Rak J, et al. A survey of fast-recovery mechanisms in packet-switched networks[J]. IEEE Communications Surveys and Tutorials, 2021, 23(2): 1253−1301

[21] Kwong K W, Gao Lixin, Guérin R. On the feasibility and efficacy of protection routing in IP networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2011, 19(5): 1543−1556

[22] Rétvári G, Csikor L, Tapolcai J, et al. Optimizing IGP link costs for improving IP-level resilience with loop-free alternates[J]. Computer Communications, 2013, 36(6): 645−655

[23] Rétvári G, Tapolcai J, Enyedi G, et al. IP fast reroute: Loop free alternates revisited[C] //Proc of the 30th Int Conf on Computer Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2011: 2948−2956

[24] Francois P, Bonaventure O. An evaluation of IP-based fast reroute techniques[C] //Proc of the ACM Conf on Emerging Network Experiment and Technology. New York: ACM, 2005: 244−245

[25] Enyedi G, Szilágyi P, Rétvári G, et al. IP fast reroute: Lightweight not-via without additional addresses[C] //Proc of the 28th Int Conf on Computer Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2009: 2771−2775

[26] Zheng Jiaqi, Xu Hong, Zhu Xiaojun, et al. We've got you covered: Failure recovery with backup tunnels in traffic engineering[C/OL] //Proc of the 24th Int Conf on Network Protocols. Piscataway, NJ: IEEE, 2016[2022-09-18]. https://ieeexplore.ieee.org/document/7784449

[27] Kvalbein A, Hansen A F, Čičić T, et al. Fast IP network recovery using multiple routing configurations[C] //Proc of the 25th Int Conf on Computer Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2006: 1677−1687

[28] Lakshminarayanan K, Caesar M, Rangan M, et al. Achieving convergence-free routing using failure-carrying packets[J]. Computer Communication Review, 2007, 37(4): 241−252

[29] Zhou Minghua, Wang Guozhao. Genetic algorithm based least square fitting of B-spline and Bézier curves[J]. Journal of Computer Research and Development, 2005, 42(1): 134−143 (in Chinese)
(周明华, 汪国昭. 基于遗传算法的 B 样条曲线和 Bézier 曲线的最小二乘拟合 [J]. 计算机研究与发展, 2005, 42(1): 134−143)

[30] University of Adelaide. The Internet topology zoo [EB/OL]. [2022-09-07]. http://www.topology-zoo.org/



Geng Haijun, born in 1983. PhD, associate professor. His main research interests include network architecture and routing algorithm.
耿海军, 1983 年生. 博士, 副教授. 主要研究方向为网络体系结构、路由算法.



Meng Zhuo, born in 1998. Master candidate. His main research interests include network architecture and routing algorithm.
孟　卓, 1998 年生. 硕士研究生. 主要研究方向为网络体系结构、路由算法.



Yao Shanshan, born in 1989. PhD, associate professor. Her main research interests include big data retrieval and pattern recognition.
姚姗姗, 1989 年生. 博士, 副教授. 主要研究方向为大数据检索、模式识别.



Yang Jing, born in 1990. PhD, lecturer. Her main research interests include fuzzy systems and image reconstruction.
杨　静, 1990 年生, 博士, 讲师. 主要研究方向为模糊系统、图像重建.



Chi Haotian, born in 1990. PhD, lecturer. His main research interests include Internet of Things security, wireless security, and privacy protetion.
池浩田, 1990 年生. 博士, 讲师. 主要研究方向为物联网安全、无线安全、隐私保护.



Yin Xia, born in 1972. PhD, professor, PhD supervisor. Her main research interests include future Internet architecture and protocol testing.
尹　霞, 1972 年生. 博士, 教授, 博士生导师. 主要研究方向为未来互联网体系结构、协议测试.