

面向弹性路由层生成的网络拓扑评价与优化方法

伍文 孟相如 康巧燕 杨婷

(空军工程大学信息与导航学院 西安 710077)

摘要 针对弹性路由层重路由技术在不同应用需求下的适用性问题及本身存在的路径次优问题,提出了一种面向弹性路由层的网络拓扑评价方法以及原拓扑结构优化方法。在介绍弹性路由层相关理论背景的基础上,给出了其规范的矩阵表述方式,提出了3个从不同角度反映生成的弹性路由层性能的评估指标,为了对原拓扑结构进行优化设计,提出了评判弹性路由层生成潜力的原全拓扑评估指标,基于此给出了面向弹性路由层生成的原拓扑结构优化方法。仿真结果表明,评估指标可以客观地评判出弹性路由层在不同情况下的适用程度,而优化的原拓扑结构能够以较少的资源满足应用需求,且很大程度上克服了路径次优问题。

关键词 IP重路由,网络拓扑,弹性路由层,评估指标,优化

中图法分类号 TP393.07 **文献标识码** A

Methods of Network Topology Evaluation and Optimization for Resilient Routing Layers Generation

WU Wen MENG Xiang-ru KANG Qiao-yan YANG Ting

(School of Information and Navigation, Air Force Engineering University, Xi'an 710077, China)

Abstract In order to solve the problem of resilient routing layers' adaptability under different requirement and sub-optimum routes, the methods of network topology evaluation and original topology optimization for resilient routing layers were presented. The formal matrix expression of resilient routing layers was given on the basis of its theoretical background. Three indices to evaluate the resilient routing layers' performance were put forward from different point of view. The indices to evaluate the potential of original full topology generating resilient routing layers were proposed. In order to realize optimum design of original topology, the original topology optimum method for resilient routing layers' generation was given. The simulation results show that the indices can objectively assess the adaptability of resilient routing layers under different requirement, and the optimized original topology can satisfy the application requirement with fewer resources, also the problem of sub-optimum routes is greatly overcome.

Keywords IP rerouting, Network topology, Resilient routing layers, Evaluation indices, Optimization

1 引言

网络在政治、经贸、文化、医疗、交通等领域发挥着越来越重要的作用。然而作为一个开放性媒介,恶意攻击、软硬件故障及意外事件在网络上时有发生,对网络环境造成了巨大威胁^[1]。一个小的业务中断都可能使用户蒙受极大的损失。因此伴随着网络技术的发展,网络的安全性和生存性保障也越来越受到重视。尤其是当前 VOIP、视频会议等新兴实时业务的出现,对网络服务的持续性提出了更高的要求,这些业务对延迟和中断非常敏感,要求的恢复时间为 50ms,而网络在多数情况下还难以达到该水平^[2]。

IP 层重路由是提高网络可生存性的有效技术之一。网络中广泛使用的 OSPF、BGP 等协议,收敛时间一般需要数十甚至数百秒,尚不能提供生存性保障。IP 层重路由在网络 IP

层节点或链路故障时可预先(先应式)或及时(反应式)建立备份路径,将网络服务中断时间缩短在业务可容忍的有效范围内^[3]。相比底层光网技术、拓扑或体系结构设计等其他提高网络生存性的技术,IP 层重路由由具有灵活性高、成本小、反应及时等优点。另外,“All over IP”的网络发展趋势应更加重视 IP 层路由收敛的及时性,因此,对 IP 层重路由技术的研究是非常必要的^[4]。

已有的 IP 层重路由技术有:U-turn^[5],Tunnels^[6],Not-via^[7],Deflections^[8],FIR^[9],RRL^[10]等,这些重路由技术均为针对单个故障发生的先应式方式。U-turn 选择两跳之内节点作为无环备份下一跳,但是在有些情况下依然会产生环路;Tunnels 使用 IP 隧道为节点间创建虚拟链路,Not-via 是对隧道机制的扩展,通过对报文封装,并显式地指示其他路由器在转发该报文时应该绕开失效点,这两种技术依赖隧道技术,处

到稿日期:2013-03-06 返修日期:2013-06-06 本文受国家自然科学基金项目(61003252,61201209),全军军事学研究生课题(2011JY002-524,2012JY002-563),空军工程大学信息与导航学院博士生创新基金项目(20110501)资助。

伍文(1985—),女,博士生,主要研究方向为网络可生存性,E-mail:w. w. 850608@163. com;孟相如(1963—),男,教授,博士生导师,主要研究方向为宽带网络通信技术;康巧燕(1980—),女,博士,讲师,主要研究方向为信息安全;杨婷(1989—),女,硕士生,主要研究方向为网络故障诊断。

理开销较大,次优路径问题较明显;Deflections 是一种允许节点通过设置标签选择非最短路径的机制,但是难以避免环路的发生;FIR 通过推断的方法判断故障链路,并将流量转发至非故障链路,但是不能保证 100% 的覆盖,存在次优路径问题,且实现较复杂。以上 5 种路由方式各个节点独自根据自身策略选取备份路径,备份信息没有全局共享,较容易产生环路,环路会导致拥塞使得路由情况更糟糕。而弹性路由层(RRL,Resilient Routing Layers)是在统一筹划下建立若干个弹性路由层子拓扑对所有链路或节点进行保护,机制本身避免了环路的产生,因此不需要额外的信令机制来控制环路^[11]。

现有的文献对 RRL 的研究主要讨论从原拓扑通过一定的算法生成符合条件的弹性路由层,如图 1 中方框里的内容所示。一个网络可生成的 RRL 方案有很多种,具体哪种方案更符合用户的实际需求需要系列指标去衡量,目前这些文献还未系统涉及。本文给出了衡量 RRL 的指标体系,并在实验部分说明了如何应用这些指标来对 RRL 的适用性进行衡量。在 RRL 的生成实验中发现,原拓扑结构对 RRL 的生成结果的适用性也具有较大的影响,因此在给出评估指标后又提出了一种面向 RRL 生成的原拓扑结构优化方法。在优化的拓扑结构上通过优化算法生成 RRL 能很大程度上克服 RRL 机制本身存在的路径次优问题,提高 RRL 技术的适用性。

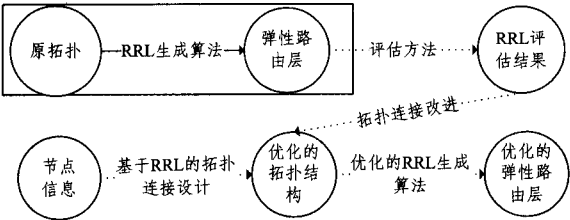


图1 RRL 评估和原拓扑优化设计思路

2 理论背景

2.1 弹性路由层

弹性路由层可以归类为一种特殊的多拓扑路由方式,其基本思想为:以 IP 层全拓扑为基础建立若干个生成子拓扑,这些生成子拓扑称为“层”,每一层中不包含特定的链路和节点,从而达到对这些链路或节点进行保护的目的,当故障发生时直接将受影响的流量转移到安全的子拓扑中进行传输^[12]。

图 2 给出了弹性路由层生成的一个例子,仅以保护链路为目标。对全拓扑建立了 3 个弹性路由层对所有链路进行保护,每一层分别保护 3 条链路,如图 2 中 layer1、layer2、layer3 所示。当网络在正常状态时,从节点 1 到节点 7 的分组通过最短路径 1→3→6→7 进行传输,当链路 1→3 故障时,节点 1 首先发现故障,不需要将故障信息通知其他节点,而是直接将传输分组切换到 layer1 中继续传输,并在 IP 分组头部标注当前所在路由层,其他节点也按照该层的路由信息传递这些被切换的分组,重路由的路径为 1→2→5→7。当链路 3→6 故障时,分组传输到节点 3 时被切换到 layer1 进行传输,重路由路径为 3→4→6→7。当链路 6→7 故障时,分组传输到节点 6 时被切换到 layer3 中进行传输,重路由路径为 6→4→5→7。未受故障影响的分组则继续在原全拓扑中传输。

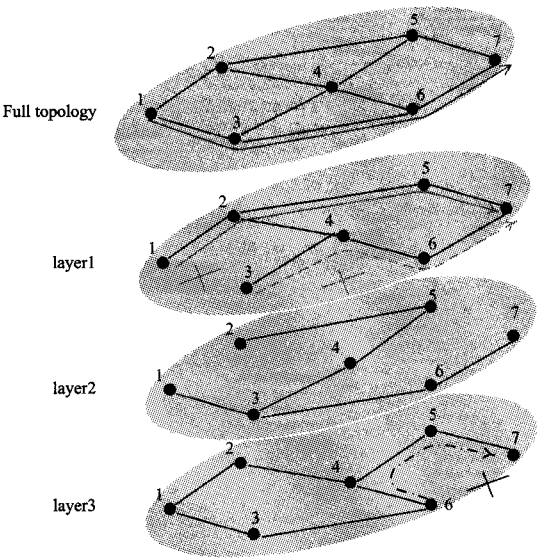


图2 RRL 示例

RRL 不需要修改原来的路由协议,避免了复杂的软件和硬件改动,仅需要在路由表上补充相关信息。以节点 6 的路由表为例进行说明,如表 1 所列,灰色部分为原路由表信息,当网络正常时根据该路由信息传输分组。当故障发生时,才需要表中的其他路由信息,备份层用于表示当原路由表中通往下一个节点的链路失效时,其对应的安全 RRL,例如当节点 6 发现通往下一个节点 3 的链路不通时,将该分组切换到 layer1 中进行传输,再根据各路由层下一个节点对应的信息确定在 layer1 中需要将分组传送到的下一个节点。若节点收到的 IP 包头部标明的路由层非全拓扑,说明该数据包在传输过程中遇到了故障链路,该节点在转发分组时,根据 IP 包头部标明的路由层选择下一个节点。

表1 节点 6 的路由表

目的地	下一个节点	备份层	各路由层下一个节点		
			层 1	层 2	层 3
1	3	1	4	3	3
2	4	2	4	3	4
3	3	1	4	3	3
4	4	2	4	3	4
5	7	3	7	3	4
7	7	3	7	7	4

RRL 中,各节点路由信息更新的频率与原路由算法一致,全拓扑和各路由层中到达特定目的地的下一个节点路由由算法分别进行更新。备份层信息的更新只在弹性路由层变化的时候进行。

网络中每一个链路或节点都至少对应一个弹性路由层,为了减少路由层数及路由切换的复杂性,一般单个链路或节点由单个路由层进行保护。一个弹性路由层可对多个链路或节点进行保护,每一层保护的元素越多,则网络结构越稀疏,备份路径越长;保护的元素越少,则弹性路由层数越多,备份路由表中需要保存的信息越多。具体选择多少层及保护链路或节点在每一层的分布则根据实际情况进行确定。RRL 的生成可通过人工手动完成,也可通过算法自动完成。通过算法生成 RRL 速度快,可考虑更多的因素,得到的 RRL 更优,更加适合大型网络。

2.2 弹性路由层的矩阵表示

弹性路由层概念在建立时是以图的形式表示的,本节将

图的形式转换成矩阵表示形式,便于对弹性路由层的分析评估及与弹性路由层相关的算法设计。在本文中,暂不考虑弹性路由层对节点的保护。

网络 IP 层拓扑是由节点和链路构成的无向图,记为 $G(V, E)$,其中, V 表示顶点(对应拓扑中的节点)的集合, E 表示边(对应拓扑中的链路)的集合。若图的顶点个数为 n ,则可表示为一个 $n \times n$ 的矩阵,用 $D = (d_{ij})_{n \times n}$ 表示,其中:

$$d_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{如果 } (i, j) \in E \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

式中, (i, j) 表示连接顶点 i 和 j 的一条边。

对于带权值的图,

$$d_{ij} = \begin{cases} w(i, j), & \text{如果 } (i, j) \in E \\ \infty, & \text{其他} \end{cases} \quad (2)$$

式中, $w(i, j)$ 表示链路 (i, j) 的权值,矩阵 D 沿主对角线对称。

定义 1 若拓扑矩阵 D_F 与 $D_1, D_2, \dots, D_l$ 满足如下关系,

$$D_F = \frac{1}{l-1} \sum_{k=1}^{l-1} D_k \quad (3)$$

且满足矩阵 $\sum_{k=1}^{l-1} D_k$ 中的元素全部为非零或非 ∞ 元素(该条件表示各拓扑子层必须是连通的, n 为矩阵的阶数),则矩阵 $D_1, D_2, \dots, D_l$ 所表示的网络拓扑组合为矩阵 D_F 所表示的网络拓扑生成的一组弹性路由层。其中, l 为拓扑子层的层数。

定义 2 最短路径矩阵 $P = (p_{ij})_{n \times n}$ 表示一个 n 阶图中各顶点间的最短路径,对于无权图,元素 p_{ij} 为顶点 i 与顶点 j 之间的最少边数,对于有权图,元素 p_{ij} 为顶点 i 与顶点 j 之间最短路路的权值和。

如,图 2 中全拓扑图的最短路径矩阵 P_{FT} 如式(4)所示:

$$P_{FT} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 2 & 2 & 2 & 3 \\ 1 & 0 & 2 & 1 & 1 & 2 & 2 \\ 1 & 2 & 0 & 1 & 2 & 1 & 2 \\ 2 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 2 \\ 2 & 1 & 2 & 1 & 0 & 2 & 1 \\ 2 & 2 & 1 & 1 & 2 & 0 & 1 \\ 3 & 2 & 2 & 2 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (4)$$

3 RRL 评估和原拓扑设计

表 2 一个 RRL 生成的例子

拓扑结构	2层	3层	4层	5层	6层
	---	---		---	---
	---				---

表 2 给出了四节点网络的 3 种不同拓扑结构及这 3 种拓扑结构生成的不同 RRL。从表格横向比较,同一个拓扑结构可生成不同层的 RRL,每一层也有一种或多种 RRL 生成方式(表中只给出了一种),各 RRL 生成结果在结构上差异很大。从表格纵向比较,各拓扑结构可生成的 RRL 层数不尽相同,对于同一层数, RRL 生成结果也存在较大差异。具体哪种 RRL 拓扑结构更符合实际的应用需求,需要一系列指标去综合衡量,这是 RRL 的评估问题;而具体哪种拓扑结构可生成更低层数的 RRL 或者层数固定情况下可生成性能更好的 RRL,这是针对 RRL 的网络原拓扑优化设计的问题。

3.1 对生成的 RRL 的评估指标

(1) 层数 l

一个具有 m 条链路的网络拓扑最多可生成 m 个路由子层,此时备份路径最短,最少路由子层数不确定,主要与网络的稀疏程度和链路在节点间的分布有关。路由子层的层数对 RRL 的性能具有重要影响,路由表中存储的信息及每次路由更新的计算量随着路由子层层数的增长呈倍数关系递增,尤其对于大型网络,过多的层数严重消耗存储和计算资源。因此,层数 l 是评价 RRL 性能的一个重要指标。

(2) 重路由路径增加值 Δs

Δs 表示数据分组在弹性路由子层的重路由路径相较于原拓扑上路由路径的增加值。由于路由子层的链路数一定小于原全拓扑图,路由子层的路由路径一定长于在原全拓扑中的路由路径,因此 $\Delta s > 0$ 。

第 k 个路由子层与全拓扑的最短路径差值矩阵为

$$\Delta P_k = P_k - P_{FT} \quad (5)$$

式中, P_k 为第 k 个路由子层的最短路径矩阵。

定义 l 个矩阵 $A_1, A_2, \dots, A_l$, 其中,第 k 个矩阵 $A_k = (a_{ij})_{n \times n}$,若原拓扑中节点 i 到节点 j 最短路径上的第一条链路 (i, i_{next}) 包含于弹性拓扑子层 D_k ,则 $a_{ij} = 1$,其他情况则 $a_{ij} = 0$ 。

RRL 重路由的路径增加矩阵 ΔP 为

$$\Delta P = (\Delta p_{ij})_{n \times n} = \sum_{k=1}^l A_k * \Delta P_k \quad (6)$$

式中,符号 $*$ 表示矩阵对应元素相乘。则,重路由路径增加值 Δs 为

$$\Delta s = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \Delta p_{ij} \quad (7)$$

(3) 重要链路保护度 q

网络中每条链路的易损毁程度是不同的,易损毁的链路应给予更好的保护,其相比那些不易损毁的链路更重要一些。同时,有些链路的利用率更高一些,这些链路包含于更多的端节点之间的最短路径中,往往要承担更多的传输责任,相比其他链路更重要一些。在建立 RRL 时,希望对这些更重要的链路分配更短的重路由路径。定义重要链路保护度概念,用于衡量利用 RRL 重路由时,对这些重要链路的保护程度,对于越重要的链路,其重路由路径越短,则保护度越高。

定义路径重要度矩阵 $B = (b_{ij})_{n \times n}$,其中, b_{ij} 为原拓扑中节点 i 到节点 j 最短路径上的第一条链路 (i, i_{next}) 的重要度,则路径重要度加权的重路由路径增加矩阵

$$Q = (q_{ij})_{n \times n} = B * \Delta P \quad (8)$$

重要链路保护度为

$$q = \frac{1}{\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n q_{ij}} \quad (9)$$

3.2 原网络拓扑结构设计

网络拓扑结构设计是为了利用有限的资源通过结构的合理设计来有效提高网络的传输性能。面向 RRL 的原网络拓扑结构设计以生成 RRL 是否满足应用需求为目标对原网络拓扑结构进行合理设计。通过 IP 拓扑结构的合理设计,可以有效克服 RRL 重路由技术存在的次优路径问题,从而更好地应用 RRL 重路由方法。

在进行网络拓扑结构设计之前,首先给出针对 RRL 的拓扑结构评判指标。

(1) 最小层数 $l_{\min}$

从表 1 中的例子可以看出,不同的拓扑结构可生成的 RRL 的最小层数是不同的。越稀疏的网络可生成的 RRL 最小层数越大,在实际应用中,受网络路由资源的影响,有时不能容忍较大的 RRL 层数,此种情况下,稀疏的网络就不能达到弹性需求。因此, $l_{\min}$ 主要用于衡量网络拓扑在存储或计算资源有限的情况下的可用程度, $l_{\min}$ 越小,则适用度越广。

(2) 原拓扑平均最短路径长度 s_0

对原拓扑结构设计的目的是使拓扑结构具备生成更好 RRL 的潜力,但首先要确保该拓扑结构在正常情况下具有好的传输效率。因此,给出原拓扑平均最短路径长度指标 s_0 。

s_0 是指在原有的全拓扑上平均节点间最短路径长度,由式(10)计算得到,

$$s_0 = \frac{\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_{ij}}{(n-1)^2} \quad (10)$$

式中, p_{ij} 表示节点 i 到节点 j 的最短路径长度。

指标 s_0 用于反映网络拓扑结构正常情况下在节点间传输数据平均需要花费的路径长度。 s_0 越小,则说明该拓扑结构的数据传输效率越高。

(3) $l(l < m)$ 层重路由路径平均最小增加值 Δs_l

一个网络拓扑可生成的 l 层 RRL 往往不只一个,指标 Δs_l 用于衡量网络拓扑结构生成的 l 层 RRL 中平均每个节点对间重路由路径相比原路由路径增加的最小值。在用户关心的层数下, Δs_l 越小,则认为原拓扑弹性越好。

l 层重路由路径平均最小增加值

$$\Delta s_l = \min_{1 \leq r \leq n_l} \frac{\Delta s_l^r}{(n-1)^2} \quad (11)$$

式中, Δs_l^r 表示由式(7)计算得到的第 r 个 l 层 RRL 结构的重路由路径增加值, n_l 表示网络拓扑可生成的 l 层 RRL 的数目。

指标 Δs_l 在对网络拓扑弹性进行评估时,可单一使用,也可多层配合使用,例如当用户对 3 层和 4 层 RRL 均关注时,可同时计算 Δs_3 和 Δs_4 。

当 RRL 层数最大,即 $l=m$ 时,通过各弹性路由子层的重路由路径最短。 Δs_m 反映一个网络拓扑结构生成的 RRL 中,最好情况下平均每条路径由于重路由增加的路径长度。 Δs_m 的值是唯一的,因为最大层数 RRL 的结构是唯一的。

以上述 3 个评估指标为依据的、面向 RRL 的拓扑结构优化可以归纳为以下规划问题:

$$\min \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n d_{ij} \quad (12)$$

$$\text{s. t. } l_{\min} \leq L$$

$$s_0 \leq S_0 \quad (13)$$

$$\Delta s_2 \leq S_2 \quad (14)$$

$$\Delta s_3 \leq S_3 \quad (15)$$

$\vdots$

$$\Delta s_m \leq S_m \quad (16)$$

目标函数是使得链路数(无权网络)或链路权值和(赋权网络)最小,目标函数值越小,越节省网络建设资源;条件(12)表示拓扑结构可生成的最小层数小于可接受的层数上限 L ;条件(13)表示正常情况下原拓扑路由平均路径长度小于特定的数值;条件(14)~(16)表示在 l 层 RRL 中,重路由路径平

均最小增加值 Δs_l 小于该层可容忍的重路由路径增加值,一般情况下 $S_2 \geq S_3 \geq \dots \geq S_m$,应用时只选择关心的层数作为条件。

该优化问题为一 NP 完全问题,很难得到精确解,对于小型网络可以采用穷举法得到结果,但是对于大型网络,计算量是非常大的,计算机也难以完成任务。因此,在实际工程应用中,对于小型网络,不需要遍历所有的网络拓扑结构,而是建立一可行的拓扑结构库,在库中找到最符合以上优化问题的拓扑结构作为目标解;对于大型网络,可采用启发式算法求解。

4 实例分析

4.1 RRL 评估验证

为了验证给出的 RRL 评估指标的有效性,采用一实际的网络拓扑结构对 3 个评估指标进行分析和计算。选取 NSFNet 网络作为实验网络^[13,14],NSFNet 的拓扑结构如图 3 所示。

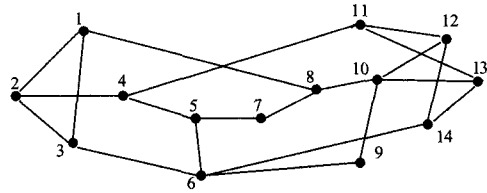


图 3 NSFNet 网络拓扑结构图

由 NSFNet 网络随机生成 15 个 RRL 进行比较分析,其中 3 层、4 层和 5 层 RRL 各 5 个,具体的 RRL 结构如表 3 所列。

表 3 RRL 结构图

序号	RRL 结构	序号	RRL 结构	序号	RRL 结构
3-1		4-1		5-1	
3-2		4-2		5-2	
3-3		4-3		5-3	
3-4		4-4		5-4	
3-5		4-5		5-5	

层数指标是显而易见的,结合其他指标一并分析,由式(7)计算得到表 3 中每一个 RRL 的重路由路径增加值 Δs ,结果如图 4 所示。

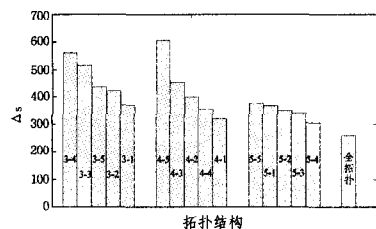


图 4 RRL 重路由路径增加值

图 4 中,对于每一层数组成的数据组按照从大到小的顺序排列。可以看出,随着 RRL 层数的增长, Δs 的值总体呈递减的趋势;但是结构较好的低层数 RRL 也会优于部分高层数

RRL,例如序号为 3-1 的 RRL 的 Δs 数值低于一些 4 层和 5 层 RRL 的 Δs 数值;结构较差的高层数 RRL 的 Δs 也会明显高于低层数 RRL 的 Δs ,例如,序号为 4-5 的 RRL 的 Δs 数值明显高于其他 RRL 的 Δs 数值。因此得出结论:弹性路由层的设计是非常重要的,通过合理的 RRL 设计,可以以较低的层数得到优于高层数 RRL 的 Δs 数值。从图中还可以看出,序号为 5-4 的 RRL 的 Δs 值接近于最佳的重路由路径增加值,随着 RRL 层数的增加或者对已有的 3 个层数 RRL 的优化

设计,还可以更加优化 Δs 的数值,因此验证了 RRL 在实际的重路由由应用中可以以较低的层数得到效果很好的重路由路径。分别以链路易损毁程度和链路利用率为衡量链路重要度的指标。其中链路易损毁程度根据链路的长度进行衡量,因为在所有配置一致的情况下,链路越长则越容易发生故障。链路利用率与链路在端到端路径中被使用的频率一致,使用频率越高,则链路利用率越高。链路易损毁程度和链路利用率按照 0.8 和 0.2 的权重配比综合得到链路重要度矩阵为

$$B_2 = \begin{bmatrix} 0 & 0.0040 & 0.0068 & 0.0040 & 0.0040 & 0.0068 & 0.0154 & 0.0154 & 0.0154 & 0.0154 & 0.0040 & 0.0154 & 0.0154 & 0.0068 \\ 0.0040 & 0 & 0.0019 & 0.0045 & 0.0045 & 0.0019 & 0.0045 & 0.0040 & 0.0019 & 0.0040 & 0.0045 & 0.0045 & 0.0045 & 0.0019 \\ 0.0068 & 0.0019 & 0 & 0.0019 & 0.0069 & 0.0069 & 0.0069 & 0.0068 & 0.0069 & 0.0069 & 0.0019 & 0.0069 & 0.0069 & 0.0069 \\ 0.0045 & 0.0045 & 0.0045 & 0 & 0.0023 & 0.0023 & 0.0023 & 0.0023 & 0.0023 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0023 \\ 0.0023 & 0.0023 & 0.0017 & 0.0023 & 0 & 0.0017 & 0.0011 & 0.0011 & 0.0017 & 0.0011 & 0.0023 & 0.0023 & 0.0017 & 0.0013 \\ 0.0069 & 0.0069 & 0.0069 & 0.0017 & 0.0017 & 0 & 0.0017 & 0.0017 & 0.0086 & 0.0086 & 0.0013 & 0.0151 & 0.0151 & 0.0151 \\ 0.0010 & 0.0011 & 0.0011 & 0.0011 & 0.0011 & 0.0011 & 0 & 0.0010 & 0.0010 & 0.0010 & 0.0011 & 0.0010 & 0.0010 & 0.0011 \\ 0.0154 & 0.0154 & 0.0154 & 0.0010 & 0.0010 & 0.0010 & 0.0010 & 0 & 0.0012 & 0.0012 & 0.0012 & 0.0012 & 0.0012 & 0.0012 \\ 0.0086 & 0.0012 & 0.0086 & 0.0086 & 0.0086 & 0.0086 & 0.0043 & 0.0043 & 0 & 0.0043 & 0.0043 & 0.0043 & 0.0043 & 0.0086 \\ 0.0012 & 0.0163 & 0.0043 & 0.0027 & 0.0012 & 0.0043 & 0.0012 & 0.0012 & 0.0043 & 0 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0035 & 0.0035 \\ 0.0163 & 0.0027 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0163 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0027 & 0 & 0.0027 & 0.0062 & 0.0027 \\ 0.0027 & 0.0062 & 0.0040 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0040 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0027 & 0.0027 & 0 & 0.0027 & 0.0042 \\ 0.0035 & 0.0151 & 0.0013 & 0.0062 & 0.0013 & 0.0013 & 0.0034 & 0.0034 & 0.0034 & 0.0034 & 0.0062 & 0.0035 & 0 & 0.0013 \\ 0.0151 & 0.0677 & 0.0151 & 0.0151 & 0.0151 & 0.0151 & 0.0151 & 0.0013 & 0.0151 & 0.0013 & 0.0040 & 0.0040 & 0.0013 & 0 \end{bmatrix}$$

由式(9)计算得到表 3 中各 RRL 结构的重要链路保护度 q ,将其按照分组从小到大的次序表示出来,如图 5 所示。

RRL,给出 16 种可行的拓扑结构,需要在这 16 种拓扑结构中找到一种符合要求的最优结构来搭建网络。给出的参数要求为: $L=3, S_0=65, S_2=85, S_3=75, S_4=55$ 。

计算第 3.2 节中拓扑结构的评判指标如表 4 所列。

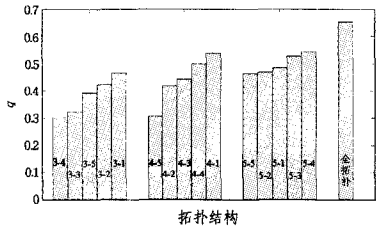


图 5 RRL 结构的重要链路保护度

从图 5 可以看出,大部分 Δs 值较优的 RRL 结构(例如序号为 4-1,5-4 的 RRL 结构)其 q 值较大,这是因为这些 RRL 结构设计得更合理一些,各路径的重路由路径明显小于一些设计不合理的 RRL 结构,即使经过了重要度加权,最终的重要链路保护度也明显好于一些设计不合理的 RRL 结构。但也并不是所有 Δs 值较优的 RRL 结构的 q 值都较大,再观察结构 4-2 和 4-3,5-1 和 5-2,在图 4 中,结构 4-2 优于 4-3,5-1 优于 5-2,然而在图 5 中,结构 4-3 优于 4-2,5-2 优于 5-1,因此当考虑重要链路保护度问题时,结构 4-3 和 5-2 相比结构 4-2 和 5-1 更可取一些。

对指标 Δs 和 q 分析可以得出结论:RRL 结构 3-1、4-1、5-4 分别在表 3 所给出的 3 层 RRL、4 层 RRL 和 5 层 RRL 中性能最佳。若希望层数尽可能小,选择结构 3-1;若希望性能最优,则选择结构 5-4;若希望平衡两方面因素,则选择结构 4-1,因为结构 4-1 的 Δs 值和 q 值非常接近结构 5-4,又具备层数上的优势,虽然结构 3-1 更具备层数的优势,但是其 Δs 值和 q 值滑坡略大。

4.2 原网络拓扑结构设计分析

建立一个虚拟的应用环境来验证网络拓扑结构设计方法的可行性,6 个城市之间需要搭建一个网络,IP 层重路由采用

表 4 16 种可行拓扑结构指标值

序号	$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n d_{ij}$	$l_{\min}$	s_0	Δs_2	Δs_3	Δs_4
1	203	6	70.48	—	—	—
2	235	4	63.12	—	—	51.44
3	271	4	66.72	—	—	86.48
4	286	4	66.16	—	—	94.68
5	327	3	63.04	—	82.24	76.88
6	284	3	62.08	—	49.56	46.88
7	307	3	66.72	—	55.76	55.44
8	303	3	66.16	—	67.16	44.68
9	313	3	58.48	—	39.28	35.4
10	348	3	61.44	—	45.56	41.2
11	367	3	65.52	—	46.64	39.84
12	383	3	60.32	—	66.8	64.14
13	415	2	59.2	80.4	54.52	36.96
14	416	2	61.12	72.6	57.52	43.6
15	415	2	64.08	70.48	40.76	35.64
16	399	2	58.4	81.44	42.76	41.2

根据本文给出的优化方法,可以得到在 16 种可行拓扑结构中最优的序号为 6 的拓扑结构,如图 6 所示。

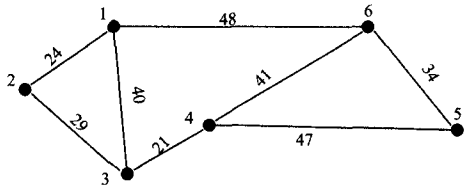


图 6 条件最优的拓扑结构

图 6 给出的拓扑结构是符合条件约束的若干拓扑结构中链路权值和最小的一个,因此按照该结构设计的 IP 网络既能

够满足正常情况下及重路由情况下的传输要求,又保证耗费资源最少。

结束语 本文在深入分析原有 RRL 原理的基础上,给出了弹性路由层的矩阵表示,基于此提出了对 RRL 进行评估的指标体系以及面向 RRL 生成的原拓扑设计方法。仿真结果表明,提出的 RRL 评估指标可以客观地评判出 RRL 在不同情况下的适用程度,同时原拓扑设计方法可以得到既满足应用需求又节省建设资源的原拓扑设计方案。本文 RRL 评估指标以及原拓扑设计方法的给出,进一步深化了 RRL 重路由技术的研究范畴,很大程度上克服了 RRL 存在的路径次优问题,提高了 RRL 的适用度。下一步工作将致力于 RRL 生成算法的优化问题。

参 考 文 献

- [1] Sterbenz J P G, Hutchison D, Ctinkeya E K, et al. Resilience and survivability in communication networks: strategies, principles, and survey of disciplines [J]. *Computer Networks*, 2010, 54(8): 1245-1265
- [2] Retvari G, Csikor L, Tapolcai J, et al. Optimizing IGP link costs for improving IP-level resilience with Loop-Free alternates [C]// *Proceedings of the 8th International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks*. Krakow, 2011: 62-69
- [3] Su H K. A local fast-reroute mechanism for single node or link protection in hop-by-hop routed networks[J]. *Computer Communications*, 2012, 35(8): 970-979
- [4] 苏金树, 胡乔林, 赵宝康. 互联网无中断转发的生存性路由协议[J]. *软件学报*, 2010, 21(7): 1589-1604
- [5] Atlas A. U-turn alternates for IP/LDP local protection [Z]. IETF Internet Draft, Draft-Atlas-IP-Local-Protect-Uturn-

03. Txt, Work in Progress, 2006

- [6] Xu M W, Yang Y, Li Q. Selecting shorter alternate paths for tunnel-based IP fast reroute in linear time[J]. *Computer Networks*, 2012, 56(2): 845-857
- [7] Shand M, Bryant S, Previdi S. IP fast reroute using not-via addresses[Z]. IETF Internet Draft, Draft-Ietf-Rtgwg-Ipfr-Notvia-Addresses-007. Txt, 2008
- [8] 于涛, 陈山枝, 李昕, 等. 偏转路由的网络故障处理技术[J]. *北京邮电大学学报*, 2007, 30(6): 1-4
- [9] Nelakuditi S, Lee S, Yu Y Z, et al. Fast local rerouting for handling transient link failures [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2007, 15(2): 359-372
- [10] Hansen A F, Kvalbein A, Gjessing S, et al. Fast, effective and stable IP recovery using resilient routing layers [C]// *Proceedings of the 19th international teletraffic congress*. Beijing, China, 2005: 1631-1640
- [11] Kvalbein A, Hansen A F, Cicic T, et al. Multiple routing configurations for fast IP network recovery[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, 17(2): 473-486
- [12] Hansen A F, Kvalbein A, Cicic T, et al. Resilient routing layers for recovery in packet networks [C]// *Proceedings of the 2005 International Conference on Dependable Systems and Networks*. Washington, DC, 2005: 238-247
- [13] Xi K, Chao H J. IP fast reroute for double-link failure recovery [C]// *Proceedings of the 2009th Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2009)*. Honolulu, HI, 2009: 1-8
- [14] Lee S S W, Tseng P K, Chang C C, et al. A non-weighted load balanced fast local protection scheme for IP networks [C]// *Proceedings of the 2010 IEEE Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM 2010)*. San Diego, CA, 2010: 1-5

(上接第 195 页)

- [3] Chou W Y, Chen R B, Chen Chiu-yuan. All-to-All Personalized Exchange in Generalized Shuffle-exchange Networks[J]. *Theoretical Computer Science*, 2010, 411: 16-18
- [4] Muller O, Baghdadi A, Jezequel M. From parallelism levels to a multi-asip architecture for turbo decoding[J]. *IEEE Transactions on Very Large Scale Integration (VLSI) Systems*, 2009, 17(1): 92-102
- [5] Raghavendra C S, Varma A. Rearrangeability of the 5-Stage Shuffle-Exchange Network for $N=8$ [A]// *Proceedings of 1986 International Conference on Parallel Processing* [C]. University Park, USA, 1987: 119-122
- [6] 戴浩, 沈孝钧. 在 7 级混洗交换网络中实现 16×16 的可重排性[J]. *电子学报*, 2007, 35(10): 1875-1885
- [7] Ge F B, Zhang T, Song J Y, et al. Study on the rearrangeability of $3n-1$ stages shuffle-exchange network[J]. *Journal on Communications*, 2011, 32(10): 10-18
- [8] Lee K Y. On the rearrangeability of the $2(\log_2 N)-1$ stage permutation network[J]. *IEEE Transactions on Computers*, 1985, C-34(5): 412-425
- [9] Sovis F. On rearrangeable networks of the shuffle-exchange network [A]// *Proc of frontiers of massively parallel computation* [C]. College Park, USA, 1990: 304-314
- [10] Abdennadher A, Feng T. On rearrangeability of Omega-Omega networks [A]// *Proc. 1992 International Conference on Parallel Proc* [C]. University of Michigan, USA, 1992: 159-165

- [11] Hasan C. Rearrangeability of $2n-1$ stage shuffle-exchange networks[J]. *SIAM Comp*, 2003, 32(3): 557-585
- [12] Raghavendra C S. On the Rearrangeability Conjecture of $(2\log_2 N - 1)$ -stage Shuffle-Exchange Network [A]// *IEEE Computer Society Technical Committee on Computer Architecture Newsletter* [C]. Winter, 1994-95, 1994: 10-12
- [13] Kim M, Yook H, Maeny S. On the correctness of inside-out routing algorithm [J]. *IEEE Transactions on Computers*, 1997, 46(7): 820-823
- [14] Parker D S. Notes on shuffle/exchange-type switching networks [J]. *IEEE Transactions on Computers*, 1980, c-29: 213-222
- [15] Bhardwaj V P, Nitin. A New Fault Tolerant Routing Algorithm for Advance Irregular Augmented Shuffle Exchange Network [C]// *14th International Conference on Modelling and Simulation*, 2012
- [16] Arzilawati N, Yunus M. Mohamed Othman Shuffle Exchange Network in Multistage Interconnection Network: A Review and Challenges[J]. *International Journal of Computer and Electrical Engineering*, 2011, 3(5): 724-728
- [17] Ge F B, Zhao M, Zhang T, et al. A new policy to solve routing conflict in shuffle-exchange network[J]. *Science China Information Sciences*, 2011, 54(7): 1512-1523
- [18] Garofalakis J, Stergiou E. Performance evaluation for single- and semilayer multistage interconnection networks servicing multicast traffic by full multicast operation[J]. *International Journal of Communication Systems*, 2011, 24(4): 415-437