

基于可靠性的服务功能链构建算法

兰巨龙, 金子晋, 孙鹏浩, 江逸茗, 王月

(国家数字交换系统工程技术研究中心, 河南 郑州 450002)

摘 要: 随着网络规模及内容数量不断扩大, 网络运营商经常面临数据传输的中断问题, 如何提高数据传输的可靠性成为研究热点。从 NFV 环境相比传统 TCP/IP 架构所具有的巨大优势入手, 基于网络节点具备安全服务能力的背景, 提出了一种构建服务功能链的可靠性算法。首先, 介绍了网络拓扑的结构, 将其抽象为有向图进行建模分析。其次, 量化指标, 设计了相应算法对失效概率的上下界进行界定并采用启发式算法对模型求解。实验结果表明, 所提选路算法对服务链的可靠性提升幅度较高其耗时更少。

关键词: 网络功能虚拟化; 服务功能链; 可靠性; 最短路径算法

中图分类号: TP393

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2019003

Service function chain construct algorithm based on reliability

LAN Julong, JIN Zijin, SUN Penghao, JIANG Yiming, WANG Yue

National Digital Switching System Engineering & Technology Research Center, Zhengzhou 450002, China

Abstract: With the continuous expansion of network size and content quantity, network operators often face the problem of data transmission interruption, thus how to improve the reliability of data transmission has become a research hotspot. Started with the huge advantages of NFV environment over traditional TCP/IP architecture based on the background that every network node has the capability of security service, a reliability algorithm for constructing functional service chains was proposed. First, the network topology was introduced and abstracted it into a digraph for a better analyzation. Then, several quantitative indices were used to define the upper and lower bounds of failure probability and resolved the model through a heuristic algorithm. The experimental results show that the proposed algorithm increases the reliability of service chain selection and spends less time.

Key words: network functional virtualization, functional service chain, reliability, shortest path algorithm

1 引言

随着电子商务、数据中心、社交网络等新型网络业务的迅猛发展, 目前的信息网络已难以承载不同用户的多样化需求^[1]。传统 IP 网络架构中, TCP 协议通过校验和、确认应答和序列号、超时重传^[2]等技术来保障数据传输的可靠性。然

而这种方式容易造成数据分组的“粘连”, 从而导致数据被截断或传输错误等后果, 同时, 超时重传的超时周期比较长, 当数据分组发生丢失而采用超时重传技术进行恢复时, 会增加大量传输时延。多协议标签交换 (MPLS, multi-protocol label switching) 作为 IP 网络的下一代传输技术, 由因特网工程任务组 (IETF, Internet engineering task

收稿日期: 2018-03-16; 修回日期: 2018-11-27

通信作者: 金子晋, andiej@foxmail.com

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61502530); 国家自然科学基金创新研究群体资助项目 (No.61521003); 国家重点研发计划基金资助项目 (No. 2017YFB0803200)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61502530), The Foundation for Innovative Research Groups of the National Natural Science Foundation of China (No.61521003), The National Key Research and Development Program of China (No. 2017YFB 0803200)

force)提出。但是 MPLS 环境下网络管理难度大、可扩展性不足、成本高等问题仍然突出。尽管学术界和工业界针对数据传输问题研究开发了许多协议以及检测防护技术,但仍需面对数据流传输的可靠性问题。“为当前互联网设计新型体系结构是解决这些问题的根本途径”这一观点^[3]得到学术界的一致认可。网络功能虚拟化(NFV, network functions virtualization)^[4-5]等新兴技术应运而生,NFV 不仅可增强网络服务的灵活性,而且有利于提升网络整体效能。在 NFV 中,基于软件的虚拟网络功能(VNF, virtual network function)^[6]根据需求按一定的逻辑顺序组合构成服务功能链^[7](SFC, service function chain)来向用户提供相应的网络服务。VNF 凭借其拓展性强、配置灵活且成本低等特性逐渐代替了传统的中间件盒子^[8]。然而,网络服务的可靠性受网络功能的影响,网络功能故障导致的网络服务失效甚至网络瘫痪的事件时有发生。例如 2012 年 12 月,谷歌公司因负载均衡器的配置不当导致包括 Gmail 和 Chrome 在内的多个谷歌服务受到影响^[9]。因此,如何提高服务功能链的可靠性成为近年来研究的热点。

对此,文献[10]通过对 SDN/NFV (software defined networking/network functions virtualization)技术的分析,提出通过组合虚拟安全应用模块来构建安全服务链(SSC, security service chain)的技术思想,但并未给出服务构建策略。文献[11]基于软件定义网络环境提出一种灵活可配的安全服务链动态组合机制,但未考虑多节点协同组合的情况。文献[12]在假设网络节点具有安全服务能力的条件下,研究了节点间的路由问题,提出一种多点到点的节点树路由算法,在算法所得解中单个交换机路由规则的最大数量是有界的且与网络大小一致。该算法复杂度低,可在动态网络环境下应用,但是在可靠性保障方面效果并不突出。文献[13]提出了一种基于 NFV 环境的数据中心网络可靠性感知延迟约束路由优化框架 READ (reliability-aware and delay-constrained),采用一种复杂的混合整数线性规划来得到一个最优的 VNF 部署和路由策略,以最大限度地保障数据传输可靠性;同时,提出了启发式算法——GSP 来降低算法的复杂性并获得有效的路由方案,然而该算法对复杂度的降低效果仍有待提高。

在现有的研究基础上,本文侧重于节点间的路由选路问题,在每个流所需的服务都被实现且网络节点具有安全服务能力(即不考虑容量、带宽等条件的限制),提出一种新的选路算法。首先,排除部分冗余事件来确定路径失效的上下界;其次,引入多个新的指标,量化节点的失效概率,将失效概率转化为长度;最后采用最短路径算法来进行网络节点间路由的可靠性分析,从而给出确切的选路方案。

2 模型

考虑一个与文献[12]中相同的网络拓扑,如图 1 所示。

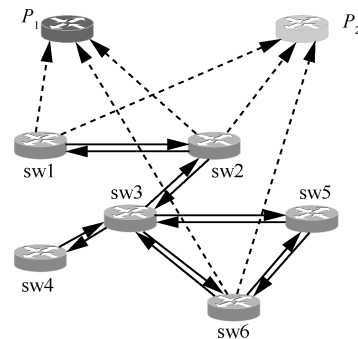


图1 网络拓扑

为了方便模型的建立及表述,本文将这一拓扑抽象为图 2 形式,其中,实心点表示网络节点(下文中简称为节点),空心点表示为其提供服务的底层(PM, physical machine)(下文中简称为底层节点)。假设每个底层节点为节点提供的服务是可取代的(可以理解为一个或多个可提供服务的备份底层节点),则只要有至少一个底层节点向其提供服务,节点就能发挥功能。

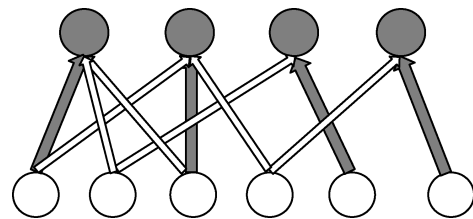


图2 模型示意

考虑一个有向图 $G(V, E, S_v)$, 其中 V 和 E 分别表示网络节点的集合及相邻节点之间的边的集合,而 S_v 表示为其提供服务的底层节点的集合。任意 $v_i \in V$ 是一个网络节点, $S_i \in S_v$ 是为其提供服务的

底层节点的集合, 当且仅当 S_i 中节点全部失效时 v_i 失效。 V 中各节点所拥有的底层节点数不一定相同。节点 $s, t \in V$ 是路由的源节点和目的节点。本文基于各个底层节点失效概率独立且已知, 节点 s, t 并不会失效来研究图 $G(V, E, S_V)$ 中路由(下文中称为路径)的可靠性。

3 路径可靠性的计算

假设 p 为底层节点失效的概率, n 为节点数, 如果每个节点都只有一个底层节点为其提供服务, 则路径失效的概率为 $1 - (1 - p)^n$ 。然而, 若每个节点拥有提供服务的多个底层节点, 计算路径失效的概率是一个 NP-hard 问题^[14]。不过, 仍然可以通过一个 (ε, δ) 近似算法来估算路径的失效概率。对于最小化问题, 首先给出最优解的一个下界, 然后把算法的运行结果与这个下界进行比较。最大化问题则先给出一个上界然后把算法的运行结果与这个上界比较。文献[15]中的蒙特卡洛算法证明, 在此背景下路径失效的概率为

$$E[I] \sum_{1 \leq k \leq m} \prod_{1 \leq j \leq n_s(v_k)} p(u_j^k) \quad (1)$$

其中, $E[I]$ 是 I 的期望值, 当循环次数足够多时, $E[I]$ 可以被近似地估算为 $1 - \delta$ 。

首先, 给出路径 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$, 定义 $\{u_j^i | j = 1, \dots, n_s(v_i)\}$ 为节点 v_i 提供服务的底层节点的集合, $n_s(v_i)$ 为提供服务的底层节点数。在 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$ 中, 随机抽取节点 v_i 的概率为

$$\frac{\prod_{1 \leq j \leq n_s(v_i)} p(u_j^i)}{\sum_{1 \leq k \leq m} \prod_{1 \leq j \leq n_s(v_k)} p(u_j^k)} \quad (2)$$

如果每个节点拥有相同个数底层节点, 且每个底层节点失效的概率一致, 则抽取节点 v_i 的概率为 $\frac{1}{m}$ 。如果节点 v_i 被选中, 将其拥有的底层节点全部设为失效; 对于其他的底层节点, 仍然遵循其自身的失效概率。定义 U 为所有失效底层节点的集合, 当且仅当 U 中底层节点失效时, 测试 v_i 是否为 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$ 中第一个失效的, 若是, 定义 $I = 1$, 若

不是则 $I = 0$ 。对这一过程重复 $a = 3m \ln \frac{2}{\varepsilon^2}$ 次, 然后计算 $b = \sum I$, 路径失效的概率为

$$\frac{b}{a} \sum_{1 \leq k \leq m} \prod_{1 \leq j \leq n_s(v_k)} p(u_j^k) \quad (3)$$

具体步骤如算法 1 所示。

如果采用蒙特卡洛算法^[16], 当路径的失效概率太低时, 迭代的次数会非常庞大, 而采用重点抽样的方法进行估算, 会使迭代次数减少。

算法 1 重点抽样算法

初始化

给定路径 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$

主循环

1) If $p(u_x^i) \neq p(u_y^i), x, y \in (1, 2, \dots, m)$,

$$\forall v_i \in \{v_1, v_2, \dots, v_m\}, p(v_i) = \frac{\prod_{1 \leq j \leq n_s(v_i)} p(u_j^i)}{\sum_{1 \leq k \leq m} \prod_{1 \leq j \leq n_s(v_k)} p(u_j^k)}$$

2) If $p(u_x^i) = p(u_y^i), x, y \in (1, 2, \dots, m), \forall v_i \in \{v_1, v_2, \dots,$

$$v_m\}, p(v_i) = \frac{1}{m}$$

3) selected $_v_i, p(u_j^i) = 1$

4) unselected $_v_i, p(u_j^i) = p(u_j^i)$

5) $U = (j_1, j_2, \dots, j_n), p(u_{j_x}^i) = 1, x \in (1, 2, \dots, n)$

6) $j_x \in U, \text{text}_p(v_i)$

7) If true, $I = 1$; otherwise, $I = 0$

8) circle $a = 3m \ln \frac{2}{\varepsilon^2}$

结果

9) get $b = \sum I$,

$$p = \frac{b}{a} \sum_{1 \leq k \leq m} \prod_{1 \leq j \leq n_s(v_k)} p(u_j^k)$$

然而, 算法 1 只能估算某条特定路径的失效概率, 并不能用来寻找最可靠的路径。因此, 下文会引入新的指标, 来寻找最可靠路径。

3.1 底层节点失效概率小且相同

对于图 $G(V, E, S_V)$, 考虑路径 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$, $p(v_i)$ 表示节点 v_i 失效的概率, 事件 F_i 表示节点 v_i 失效, 事件 F 表示路径失效。则路径失效时, 至少有一个节点 v_i 失效 ($F = \bigcup_{1 \leq i \leq m} F_i$)。由容斥公式^[16],

可以得到

$$\Pr(F) = \sum_{1 \leq i \leq m} \Pr(F_i) - \sum_{1 \leq i_1 \leq i_2 \leq m} \Pr(F_{i_1} \cap F_{i_2}) + \dots + (-1)^{m-1} \Pr(F_1 \cap F_2 \cap \dots \cap F_m) \quad (4)$$

其中, $\Pr(x)$ 表示事件 x 发生的概率。由于容斥公式

的第 j 项有 $\binom{m}{j}$ 项求和，直接计算路径失效概率是很困难的。因此，需要减少式(4)中的项数，并根据底层节点的失效概率小且相同这一条件，进一步简化计算。

为了减少式(4)中的项，首先需要去除一些冗余事件。例如，若事件 F_i 发生当且仅当事件 F_j 发生，那么事件 F_i 就是冗余的。定义当事件 F_i 冗余时，节点 v_i 为可移除节点， $n_s(v_i)$ 为节点 v_i 所独有的底层节点个数。

$$n_s^{\min} = \min_{1 \leq i \leq m} n_s(v_i) \quad (5)$$

移除多余的节点后，定义 \bar{m} 为剩余节点中恰好拥有 n_s^{\min} 个底层节点的节点数，若每个底层节点失效不相关且概率 $p \leq \frac{\varepsilon}{m}$ ，则路径失效的概率满足式(6)。

$$(1 - \varepsilon)\bar{m}p^{n_s^{\min}} \leq \Pr(F) \leq (1 + \varepsilon)\bar{m}p^{n_s^{\min}} \quad (6)$$

证明

定义集合 A 为除多余节点以外的节点； $A_1 \subset A$ 为集合 A 中恰好拥有 n_s^{\min} 个底层节点的节点，则 $\bar{m} = |A_1|$ ； $A_2 = \frac{A}{A_1}$ 为剩余节点的集合，其中每个元素拥有 $n_s^{\min} + 1$ 或者更多个底层节点，则可得当 $p \leq \frac{\varepsilon}{m}$ 时， $\Pr(F)$ 的上界为

$$\Pr(F) \leq \bar{m}p^{n_s^{\min}} + (m - \bar{m})pp^{n_s^{\min}} \leq \bar{m}p^{n_s^{\min}} + \varepsilon p^{n_s^{\min}} \quad (7)$$

对于 A 中的任意一对节点 v_i 和 v_j ，拥有的底层节点数至少有 $\max(n_s(v_i), n_s(v_j)) + 1$ 个，因此，至少需要移除 $n_s^{\min} + 1$ 个节点来使 A_1 中的一对节点失效；至少需要移除 $n_s^{\min} + 2$ 个节点来使 A_2 中的一对节点失效，则可得 $p \leq \frac{\varepsilon}{m}$ 时， $\Pr(F)$ 的下界为

$$\begin{aligned} \Pr(F) &\geq \bar{m}p^{n_s^{\min}} - \left(\frac{\bar{m}^2}{2} pp^{n_s^{\min}} + \frac{m^2}{2} pp^{n_s^{\min}} \right) \\ &\geq \bar{m}p^{n_s^{\min}} - \varepsilon \bar{m}p^{n_s^{\min}} \end{aligned} \quad (8)$$

所以， $(1 - \varepsilon)\bar{m}p^{n_s^{\min}} \leq \Pr(F) \leq (1 + \varepsilon)\bar{m}p^{n_s^{\min}}$ 。

证毕。

另外，如果每个节点都拥有 n_s 个不同的底层节点，每个底层节点的失效概率为 $p \leq \frac{2\varepsilon}{m}$ 且不相关，那么路径失效的概率满足

$$(1 - \varepsilon)\bar{m}p^{n_s} \leq \Pr(F) \leq \bar{m}p^{n_s} \quad (9)$$

证明

若节点 v_i 和 v_j 拥有相同的底层节点，那么 v_i 与 v_j 必同时失效且 $F = \bigcup_{1 \leq i \leq m} F_i = \bigcup_{1 \leq i \leq m, i \neq j} F_i$ 。因此，在

计算路径失效概率时，这些拥有相同底层节点的节点可以用一个节点来代替。定义 $\bar{V} = \{\bar{v}_1, \bar{v}_2, \dots, \bar{v}_m\}$ 为路径中的节点，其中 $\forall \bar{v}_i, \bar{v}_j \in \bar{V}$ ，它们的底层节点至少有一个不相同，则式(4)中的第一项可转化为 $\bar{m}p^{n_s}$ 。又节点 \bar{v}_i 和 \bar{v}_j 一共拥有至少 $n_s + 1$ 个底层节点，则这 2 个节点同时失效的概率为 $p^{n_s + 1}$ 。对于式(4)中的第 2 项，有

$$\binom{\bar{m}}{2} p^{n_s + 1} \leq \frac{\bar{m}^2 p^{n_s + 1}}{2} \leq \varepsilon \bar{m} p^{n_s}, p \leq \frac{2\varepsilon}{\bar{m}} \quad (10)$$

所以，可得 $(1 - \varepsilon)\bar{m}p^{n_s} \leq \Pr(F) \leq \bar{m}p^{n_s}$ 。

3.2 底层节点失效概率随机

当底层节点失效的概率随机时，计算路径失效的概率十分困难，因此，本文首先对路径的失效概率范围进行限定，然后寻找最可靠的路径。

3.2.1 路径失效概率上界

定义 $p(v_i)$ 为节点 v_i 失效的概率， $p(u_j^i)$ 为 v_i 拥有的底层节点的失效概率，且 $p(u_j^i)$ 不相关。显然，节点集合 V 中节点的失效概率从某种程度上来说是相关的，则路径失效的概率小于或等于节点失效概率不相关时的概率。因此，可以得到路径失效概率的上界为 $1 - \prod_{v_i \in P} (1 - p(v_i))$ ， P 为路径上节点的集合。

证明

定义事件 S 为节点有效，如果节点 v_i 及 $\cup_k v_k$ 没有共用的底层节点，那么事件 S_i 即节点 v_i 有效与事件 S_k 即节点 $\cup_k v_k$ 有效是不相关的；相反，若节点 v_i 及 $\cup_k v_k$ 共享了一个或者多个底层节点，那么事件 F_{v_i} 与事件 F_{v_k} 相关。因此

$$\begin{aligned} \Pr(S_{v_i} \cup S_{v_k}) &\geq \Pr(S_{v_i})\Pr(S_{v_k}) \\ \Pr(S_{v_i} | S_{v_k}) &\geq 1 - p(v_i) \end{aligned} \quad (11)$$

路径 $\{v_1, v_2, \dots, v_m\}$ 的失效概率为

$$\begin{aligned} \Pr(S_P) &= \Pr(S_{\cup_{k \in \{1, \dots, m\}} v_k}) \\ &= \Pr(S_{v_1})\Pr(S_{v_2} | S_{v_1}) \cdots \Pr(S_{v_m} | S_{\cup_{k \in \{1, \dots, m-1\}} v_k}) \\ &\geq \prod_{v_i \in P} (1 - p(v_i)) \end{aligned} \quad (12)$$

证毕。

3.2.2 路径失效概率下界

首先，将为多个节点提供服务的底层节点替换为多个独立的新的底层节点，每个新的底层节点只为一个节点提供服务，显然，这不影响原路径的失效概率。对图 $G(V, E, S_v)$ ，考虑节点 $v_i \in V$ ， $u_j^i \in B_i$ 为节点 v_i 的

底层节点, 其中 B_i 为节点拥有的底层节点的集合, $p(u_j^i)$ 为其失效的概率, 定义 $n(u_j^i)$ 为由 u_j^i 提供服务的节点数目, 完成替换后, 底层节点的失效概率为

$$\tilde{p}(u_j^i) = 1 - (1 - p(u_j^i))^{n(u_j^i)} \quad (13)$$

若底层节点失效的概率不相关, 则节点 v_i 失效的概率为

$$\tilde{p}(v_i) = \prod_{u_j^i \in S_i} \tilde{p}(u_j^i) \quad (14)$$

由此, 可得路径失效概率的下界为

$$1 - \prod_{v_i \in P} (1 - \tilde{p}(v_i))$$

其中, P 为路径上节点的集合。

证明^[17]

定义 B_p 为路径 P 中节点拥有的底层节点集合, P_j^i 为由底层节点 u_j^i 提供服务的节点集合, 且

$$|P_j^i| = n(u_j^i, P) \leq n(u_j^i) \quad (15)$$

同时, 定义 B_s 为所有有效节点(即所有服务层节点及底层节点)的集合, B_f 为所有失效的节点的集合, 则 $B_p \setminus u_j^i = B_s \cup B_f$ 。若路径 P 中每个节点拥有的底层节点至少有一个在集合 B_s 中, 那么路径 P 连通, 不论底层节点 u_j^i 是否失效; 若路径 P 中某一节点所拥有的所有底层节点都在集合 B_f 中, 则路径 P 失效, 不论底层节点 u_j^i 是否失效; 若路径中节点 P_j^i 除 u_j^i 外的其他底层节点都失效, 则路径 P 连通当且仅当 u_j^i 有效。用 $n(u_j^i, P)$ 个独立且失效概率为 $1 - (1 - p(u_j^i))^{n(u_j^i)}$ 的节点来代替 u_j^i , 那么所有 $n(u_j^i, P)$ 个节点都有效的概率为

$$(1 - p(u_j^i))^{n(u_j^i, P)} \geq 1 - p(u_j^i) \quad (16)$$

对每个底层节点都采用上述操作, 最终, 可以得到路径失效概率的下界为

$$1 - \prod_{v_i \in P} (1 - \tilde{p}(v_i)) \quad (17)$$

证毕。

4 最可靠路径的选择

4.1 底层节点失效概率小且相同

在 3.1 节中, 本文引入了 2 个指标 \bar{m} 和 n_s^{\min} , 然而, 要使 \bar{m} 最小是一个 NP-hard 问题^[19]。因此,

本文在 $n_s^{\min}(P) = \min_{v_i \in P} n_s(v_i)$ 取最大值的情况下, 考虑 \bar{m} 的最小值, 从而提出具有高可靠性的选路算法, 如算法 2 所示。定义 \mathfrak{R} 为源节点 s 到目的节点 t 的所有路径的集合, 引入指标

$$k = \max_{P \in \mathfrak{R}} n_s^{\min}(P) \quad (18)$$

将拥有底层节点数小于 k 的节点以及与其相连的边都移除, 得到一个新的图 $G'(V', E', S_{V'})$, 显然, 为了使路径的可靠性最高, 被移除的节点在选路时并不会被用到。定义 $V'' \subseteq V'$ 为拥有 k 个底层节点的节点, 则本文的目标是找到一条路径 P , 定义其包含节点的集合为 V_p , 使 $V_p \cap V''$ 最小。

定义 S_i 为节点 $i \in V''$ 拥有底层节点的集合, $S_i \in S_{V''}$; 定义一个变量 x_{ij} , $x_{ij} = 1$, 当且仅当边 (i, j) 是路径上的一条边; 同时, 定义 $h(S_i)$ 表示移除 S_i 是否使路径失效, 则可得式(19)。

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{S_i \in S_{V''}} h(S_i) \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{\{j|(i,j) \in E'\}} x_{ij} - \sum_{\{j|(j,i) \in E'\}} x_{ji} = \begin{cases} 1, & i = s \\ -1, & i = t \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \\ & \sum_{\{j|(i,j) \in E'\}} x_{ij} + \sum_{\{j|(j,i) \in E'\}} x_{ji} \leq 2h(S_i) \\ & x_{ij} \geq 0, \quad \forall (i, j) \in E' \\ & h(S_i) = \{0, 1\}, \quad \forall S_i \in S_{V''} \end{aligned} \quad (19)$$

算法 2 选路算法

- 1) $k = \max_{P \in \mathfrak{R}} n_s^{\min}(P)$
- 2) if $n_s(v_i) < k$, $E_{ic} = 0, c \subset V$
- 3) $V' = V - v_i$
- 4) get $G'(V', E', S_{V'})$
- 5) if $i = s$, $\sum_{\{j|(i,j) \in E'\}} x_{ij} - \sum_{\{j|(j,i) \in E'\}} x_{ji} = 1$
 if $i = t$, $\sum_{\{j|(i,j) \in E'\}} x_{ij} - \sum_{\{j|(j,i) \in E'\}} x_{ji} = 1$
 otherwise, $\sum_{\{j|(i,j) \in E'\}} x_{ij} - \sum_{\{j|(j,i) \in E'\}} x_{ji} = 0$
- 6) $h(S_i) = \{0, 1\}, \forall S_i \in S_{V''}$
- 7) get $\min \sum_{S_i \in S_{V''}} h(S_i)$

4.2 底层节点失效概率随机

如前文所述, 可求得某一路径失效的上下界。在本节中将那些为多个节点提供服务的底层节点替换为多个独立的新的底层节点, 从而将一个寻找最可靠路径的问题转化为一个标准的最短路径问

题。由此，本文提出以下算法，用以估算路径失效的概率。对于 $v_i \in V$ ，定义 $\tilde{p}(v_i)$ 为节点 v_i 的失效概率，底层节点 u_j^i 的失效概率为 $\tilde{p}(u_j^i)$ ，其中，底层节点 u_j^i 为 $n(u_j^i)$ 个节点提供服务

$$\tilde{p}(u_j^i) = 1 - (1 - p(u_j^i))^{\frac{1}{n(u_j^i)}} \quad (20)$$

同时，假定 v_i 失效的概率独立且为 $\tilde{p}(v_i)$ ，将穿过节点 v_i 的距离设为 $-\ln(1 - \tilde{p}(v_i))$ ，那么，寻找最可靠路径的问题可以转化为一个标准的最短路径问题。具体步骤如算法 3 所示。

算法 3 $s-t$ 路径可靠性估计算法

- 1) for $v_i \in V$, $\tilde{p}(u_j^i) = 1 - (1 - p(u_j^i))^{\frac{1}{n(u_j^i)}}$
- 2) $L(v_i) = -\ln(1 - \tilde{p}(v_i))$

5 仿真计算

对本文提出算法进行模拟选路，并对算法可靠性、算法实现所需时间等指标进行仿真评估，同时与其他算法进行比较。本文仿真环境为 Win7 操作系统，CPU 型号为 Core i7-4710HQ，主频 2.50 GHz。在仿真时，如果最可靠路径受到容量带宽等条件的限制无法实现，将自动选择次优路径。采用 mininet 工具搭建一个如图 3 所示的网络拓扑，其中横轴表示经度，纵轴表示纬度，* 表示网络节点，○ 表示底层节点，网络拓扑由 37 个节点和 52 条边组成，其中， s 表示源节点， t 表示目的节点。

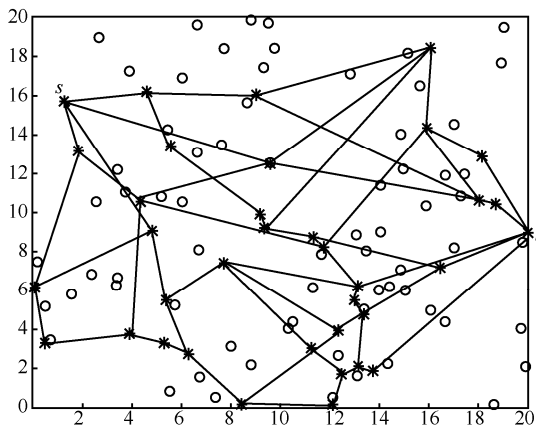


图 3 实验网络拓扑

首先，假设每个节点都由离它最近的 2 个底层节点提供服务，每个底层节点失效的情况独立且概率为 1%。由于底层节点失效概率很小且相同，所以可以通过算法 2 获得最可靠路径。

由预设条件可知，任意路径 $n_s^m(P) = 2$ ，所以

只需寻找最小的 \bar{m} 。图 4 中粗实线为选出的最可靠路径， $\bar{m}=4$ ，根据算法 1，可得路径的可靠性为 99%。

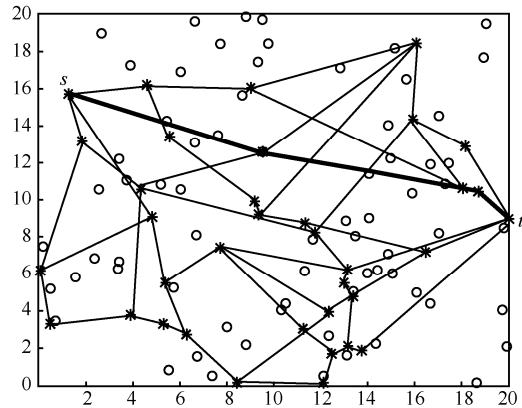


图 4 最终链路选定

其次，假定底层节点的数量 $N_s=1,2,3$ 随机选择，同时各底层节点失效概率独立且为 $[0.5\%,1.5\%]$ 中任意值。经过 10 次的选路测试，可得路径失效的概率在 1.813% 左右，而路径失效概率的下界为 0.472%，有 3 次选路达到失效概率的下界。

在与文献[12]算法和文献[13]算法进行对比时，本文对扩大样本进行了大量实验，实验都采用 50 个点的拓扑，对比结果如图 5 所示。由图 5 可知，与文献[12]算法相比，本文中算法 2 的路径选择可靠性的提高了 15% 以上；而与文献[13]算法相比，算法 2 在可靠性保障方面也有所提升。

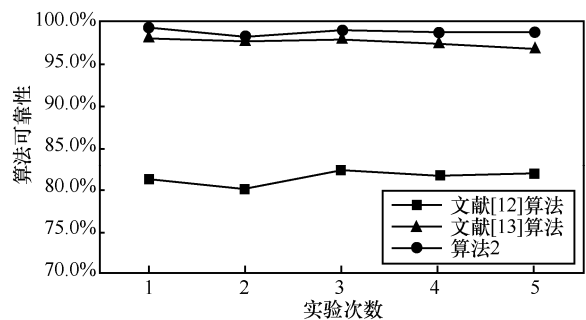


图 5 各算法可靠性对比

在实验过程中，针对底层节点失效概率小且相同的情况，最可靠路径的选择可在 5 s 内完成；对于本文中算法 2 的近似求解可以在 1 s 内完成；而对于算法 3，采用启发式算法得到的路径的选择需要几秒钟来实现。相信在更为专业的实验环境下，本文算法能得到更快的实现。同时，在对文献[12]算法与文献[13]算法的实验进行复现时，所得实验时间如图 6 所示，从图 6 中可知，本文算法实现所

需时间较另 2 种算法均有大幅减少。因此, 本文算法具有一定的实际应用价值。

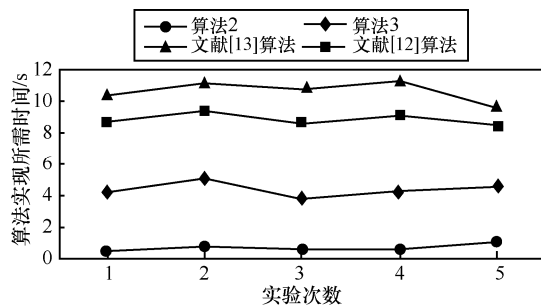


图 6 不同算法所需时间对比

6 结束语

目前的信息网络已难以承载不同用户的多样化需求, 针对这一现状, 本文基于目前发展日新月异的 NFV 环境, 提出了一种多点到点传输的路径可靠性算法。该算法对服务功能链的选定进行量化分析, 从而满足用户对于服务功能链的可靠性需求, 性能指标提升较大且算法实现所需时间较少。目前, 有关网络服务功能链部署问题的研究正不断兴起, 下一步将继续完善本文研究, 在考虑资源、带宽等方面影响的情况下, 从多个方向完善服务功能链可靠性的研究。

参考文献:

- [1] 兰巨龙, 程东年, 胡宇翔. 可重构信息通信基础网络体系研究[J]. 通信学报, 2014(1):128-139.
LAN J L, CHENG D N, HU Y X. Research on reconfigurable information communication basal network architecture[J]. Journal on Communications, 2014(1):128-139.
- [2] 李雪. 异构网络环境下 TCP 性能分析及其重传定时机制研究[D]. 重庆: 重庆邮电大学, 2008.
LI X. TCP performance analysis and retransmission timing mechanism in heterogeneous network environment[D]. Chongqing: Chongqing University of Post and Telecommunications, 2008.
- [3] ANJA F. Internet clean-slate design: what and why? [J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2007, 37(3): 59-64.
- [4] DAVE T. OpenFlow: enabling innovation in campus networks[J]. SIGCOMM Computer Communication Review, 2008, 38(2):69-74.
- [5] CHIOSI M, CLARKE D, WILLIS P, et al. Network functions virtualization-introductory white paper[C]//SDN and OpenFlow World Congress. 2012.
- [6] CARAPINHA J. Network virtualization: a view from the bottom[C]//ACM SIGCOMM Workshop on Virtualized Infrastructure Systems and Architectures. 2009: 73-80.
- [7] BHAMARE D, JAIN R, SAMAKA M, et al. A survey on service function chaining[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2016, 75:138-155.
- [8] HWANG J, RAMAKRISHNAN K K, WOOD T. NetVM: high performance and flexible networking using virtualization on commodity platforms[J]. IEEE Transactions on Network & Service Management, 2015, 12(1):34-47.
- [9] 周桥, 伊鹏, 门浩崧. 基于资源效用最大化的虚拟网络功能备份方法[J]. 计算机应用, 2017(4): 40-45.

- ZHOU Q, YI P, MEN H S. Virtual network function backup method based on resource utility maximization[J]. Journal of Computer Application, 2017(4): 40-45.
- [10] LEE W, CHOI Y H, KIM N. Study on virtual service chain for secure software-defined networking[C]//The International Conference on Control and Automation. 2013: 177-180.
- [11] 熊钢, 胡宇翔, 段通, 等. 一种软件定义网络的安全服务链动态组合机制[J]. 电子与信息学报, 2016, 38(5): 1234-1241.
XIONG G, HU Y X, DUAN T, et al. A dynamic composition mechanism for the security service chain oriented software defined networking[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2016, 38(5): 1234-1241.
- [12] GUSHCHIN A, WALID A, TANG A. Scalable routing in SDN-enabled networks with consolidated middle boxes[C]//ACM SIGCOMM Workshop on Hot Topics in Middle boxes and Network Function Virtualization. 2015:55-60.
- [13] LONG Q, ASSI C, SHABAN K, et al. A reliability-aware network service chain provisioning with delay guarantees in NFV-enabled enterprise datacenter networks[J]. IEEE Transactions on Network & Service Management, 2017 (99):1.
- [14] VALIANT L G. The complexity of enumeration and reliability problems[J]. Siam Journal on Computing, 1979, 8(3): 410-421.
- [15] ZHANG J, MODIANO E. Robust routing in Interdependent Networks[C]//IEEE INFOCOM 2017-IEEE Conference on Computer Communication. 2017:1-9.
- [16] 孔繁甲, 王光兴. 基于容斥原理与不交和公式的一个计算网络可靠性方法[J]. 电子学报, 1998, 26(11):117-119.
KONG F J, WANG G X. A method for computing reliability of networks based on inclusion-exclusion principle and the disjoint sum formula[J]. Acta Electronica Sinica, 1998, 26(11):117-119.
- [17] GATTERBAUER W, SUCIU D. Oblivious bounds on the probability of boolean functions[J]. ACM Transactions on Database Systems, 2014, 39(1): 5.
- [18] YUAN S, VARMA S, JUE J P. Minimum-color path problems for reliability in mesh networks[C]//Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE, 2005:2658-2669.

[作者简介]



兰巨龙 (1962—), 男, 河北张北人, 国家数字交换系统工程技术研究中心总工程师、教授、博士生导师, 主要研究方向为新一代信息网络关键理论与技术。

金子晋 (1992—), 女, 浙江长兴人, 国家数字交换系统工程技术研究中心硕士生, 主要研究方向为新一代信息网络体系结构下数据传输相关技术。

孙鹏浩 (1992—), 男, 山东青岛人, 国家数字交换系统工程技术研究中心博士生, 主要研究方向为可编程网络、数字交换技术。

江逸茗 (1984—), 男, 江苏南通人, 国家数字交换系统工程技术研究中心讲师, 主要研究方向为网络虚拟化、网络架构。

王月 (1996—), 女, 四川眉山人, 国家数字交换系统工程技术研究中心硕士生, 主要研究方向为网络安全。