

一种基于代数方法的路由振荡检测算法研究

赵会群 孙 晶

(北方工业大学信息工程学院 北京 100041)

摘 要 基于路由网络代数(Routing Network Algebra, RNA)提出了一种新的路由振荡检测方法. 通过建立路由系统的路由网络代数模型,把路由分析转化为代数演算;通过引入路由网络元素线性相关性概念,证明了路由振荡的充分必要条件是网络元素线性相关.在此基础上,提出了 $O(H \times L + N^2)$ 时间级的路由振荡检测算法.为了支持文中提出的算法,设计实现了一个路由振荡检测程序,通过对多个真实的路由表检测,进一步说明了上述算法的可行性.

关键词 路由振荡;路由网络代数;协议测试;边界网关协议

中图法分类号 TP311

A Study of Algorithm for Testing Route Oscillation Based on Algebraic Method

ZHAO Hui-Qun SUN Jing

(School of Information and Engineering, North China University of Technology, Beijing 100041)

Abstract Based on the RNA(Route network algebra) a new method for testing route oscillation is proposed. By modeling a route system in RNA expression it translates route analysis work into algebraic deduction. By introducing concept of linear relation of network elements it proves that route oscillation if and only if network elements have linear relativity. Following the ideal an $O(H \times L + N^2)$ time algorithm for testing route oscillation is proposed. To support the new ideal an experiment is design with proposed algorithm, which work on real route table of AS, its feasibility had been further demonstrated.

Keywords oscillation of routing; routing network algebra; protocol test; BGP

1 引 言

Internet 路由体系结构作为 Internet 的骨架和神经,它的行为决定网络的行为,这里的行为是指路由实现过程和动态变化规律.路由行为不但影响网络的性能,而且还直接或间接地影响网络的安全性和可靠性.实践表明相当一部分的 Internet 网络故障来源于错误的路由配置^[1].在众多的路由配置错误中,有一类错误称为路由冲突,这种路由冲突会导

致路由振荡,即一条可达信息在路由表中循环更新,从而直接或间接地影响 Internet 性能^[1-2].这一问题尤其在边界网关协议 BGP(Border Gateway Protocol, BGP)中表现尤为突出^[2].

路由仲裁者计划(Routing Arbiter, RA)^①中的 Internet 路由信息注册点(Internet Routing Register, IRR)技术提供了一种静态的全局路由策略冲突检测方案. IRR 通过一种标准语言 RPSL(Routing Policy Specification Language)描述 AS(Autonomous System, 自治系统)路由策略信息,并把这些

收稿日期:2007-05-08;修改稿收到日期:2007-07-08. 本课题得到国家自然科学基金(60473032)、国家“八六三”高技术研究发展计划项目基金(2006AA09Z139)和北京市自然科学基金(4062012)资助. 赵会群,男,1960年生,教授,研究方向为协议软件测试. E-mail: zhao-hq6625@sina.com. 孙 晶,女,1968年生,副教授,研究方向为软件测试.

① Estrin D, Postel J, Rekhter Y. Routing arbiter architecture. 7 June 1994. <http://www.isi.edu/ra/Publications/>

信息存放在 IRR 提供的数据库中,再利用配套工具检测路由策略一致性.然而,研究表明 RA 计划存在许多问题,而其中一个最难以解决的是全局路由策略冲突检测的 NP-难问题^[2,3].

文献[4]针对上述问题提出了一种改进的 BGP 路由策略冲突检测方案.该方案根据基于自治系统 AS 关系的路由配置原则,检验实际路由配置与配置原则的一致性,从而发现路由策略冲突.但该算法只对违背 AS 关系配置原则的策略冲突检测是有效的,未讨论其它原因引起的路由振荡问题.

文献[5]从形式化建模入手,提出了一个可用于路由行为描述与路由冲突分析的代数系统——路由网络代数.该项研究把路由系统形式化建模与冲突检测相结合,建模与冲突分析一起进行,为路由体系结构形式化建模技术与路由行为分析等研究提供了一种可借鉴的理论方法.与文献[4]比较,该项研究所提出的路由冲突检测方法更具一般意义.然而,该

项研究更侧重形式化建模技术以及建模与分析的相互结合,而没有对路由振荡的算法进行讨论.

本文在文献[4-5]研究的基础上,对路由振荡检测算法进一步研究,给出更具有一般意义和更有效的检测算法.文章组织如下:第 2 节简单介绍路由网络代数的基本概念和路由分析的基本方法;第 3 节对基于路由网络代数的路由振荡检测方法进行讨论,提出路由振荡检测算法;第 4 节给出路由振荡检测算法的实验结果;第 5 节与相关研究比较后给出研究结论.

2 基础理论

本节简要介绍路由网络代数^[5]的基本概念,以及相关的路由分析方法,这些概念和方法构成本文的理论基础.

表 1 路由网络中定义的路由网络运算和常量

| 名称 | 符合 | 语义 |
|----------------------------|-----------------|--|
| 运算(operations): | | |
| 并行(Parallel composition) | \parallel | $(k \rightarrow l) \parallel (m \rightarrow n) \Leftrightarrow (k+m \rightarrow l+n)$ |
| 同步并行(Synchronous Parallel) | \vdash | $((k+p \rightarrow l) \vdash (m+p \rightarrow n) \Leftrightarrow (k+m \rightarrow l+n))$ |
| 串行(Sequential composition) | \circ | $(k \rightarrow l) \circ (l \rightarrow m) \Leftrightarrow (k \rightarrow m)$ |
| 选择(Selection composition) | \oplus | $(k \rightarrow l) \oplus (m \rightarrow n) \Leftrightarrow (k \rightarrow l) \text{ or } (m \rightarrow n)$ |
| 常量(constants): | | |
| 恒等连接(identity) | \mid_m^c | $m \rightarrow m$ |
| 路由转发器(transposition) | ${}^m \times^n$ | $m \rightarrow n$ |
| 路由分支器(split) | \wedge^m | $1 \rightarrow m$ |
| 路由合并器(merge) | \vee_m | $m \rightarrow 1$ |
| 路由下沉器(sink) | \perp^m | $m \rightarrow 0$ |
| 路由亚元(dummy source) | \top_m | $0 \rightarrow m$ |

在路由网络代数中,把一般意义的计算机通信网络(以下简称网络)定义为由网络元素构成的,具有输入、输出端口的信息载体,而把路由网络理解成为具有路由转发功能的网络.路由网络基于网络,并控制它的行为.在路由网络中,保持连通并一定转发路由信息.下面给出网络以及路由网络中路由常量的定义.

定义 1. 网络元素是具有输入、输出端口的信息载体,记为 $f: k \rightarrow l$. 其中 k 和 l 分别表示网络的输入端口和输出端口数. 如果一个网络元素执行特定功能,并且输入、输出端口数为常数,则把该网络元素称为常量. 网络元素简称为元素.

定义 2. 网络是由网络元素经组合连接而成的,有输入、输出端口的信息载体. 网络也称网络变量,记为 $f: k \rightarrow l$. 其中 k 和 l 分别表示网络的输入端口和输出端口数.

表 1 给出了路由网络代数中定义的网络运算和网络常量^[5]. 其中, $m, n \in N$ 分别表示路由通告的数量常数,受限于实际网络拓扑结构. “ \vdash ”是“ \parallel ”运算的特殊形式,它满足“ \parallel ”运算的所有性质. 所不同的是“ \vdash ”在并行的同时各同步点保持同步,这与 LOTOS/E-LOTOS 中的并行操作与同步并行操作有相同的涵义. 为了描述方便,在不产生二义性的前提下“选择”运算用“ \vdash ”代替. 恒等连接的物理意义为路由传输线路,在保留原来含义的同时,增加了传输代价 c (如线路费用、延迟等)的描述(书写时可以省略);路由转换器可以向 n 个元素转发从 m 个元素学来的路由;路由分支器表示可以向 m 个元素通告从 1 个元素接收到的路由;路由合并器表示把从 m 个元素接收到的路由仅向一个元素通告;路由下沉器表示不能向其它元素发送从 m 个元素接收到的路由;路由亚元表示可以向 m 个元素发送本地的路

由信息。

路由网络常量是根据 Internet 路由形成特点抽象出来的网络元素,在路由网络代数中还给出了上述运算的定律和化简规则,并通过给出路由网络表达式的标准型说明所定义的路由网络代数系统的完备性。路由网络表达式的标准型为

$$F = a_1 f_1 + a_2 f_2 + \cdots + a_k f_k \quad (1)$$

其中, $a_i: m_i \rightarrow n_i (1 \leq i \leq n)$ 是路由网络常量, f_i 是网络变量或表达式, $a_i f_i$ 表示 $a_i \parallel f_i$ 。

在路由网络代数中给出的表达式化简规则如下:

并行组合运算扩展规则: 设 $F = a_1 f_1 + a_2 f_2 + \cdots + a_k f_k$; $G = b_1 g_1 + b_2 g_2 + \cdots + b_k g_k$ 。那么,

$$\begin{aligned} F \uplus G &= (a_1 f_1 \uplus G) + (a_2 f_2 \uplus G) + \cdots + \\ &\quad (a_m f_m \uplus G) + (F \uplus b_1 g_1) + \\ &\quad (F \uplus b_2 g_2) + \cdots + (F \uplus b_n g_n) + \\ &\quad \Sigma(a_i \uplus b_j) \parallel f_k \uplus g_k \end{aligned} \quad (2)$$

a_i 和 b_j 为内部协同网络常量, $a_i f_i$ 是 $a_i \parallel f_i$ 简写形式; $\Sigma(a_i \uplus b_j) \parallel f_k \uplus g_k$ 表示多项选择。

隐藏内部协同常量规则: $|_m \uplus F = F$; $a \uplus |_m \uplus F = a \uplus F$ 。

限制规则: 在式(2)中, 如果把常量 $a_i (i=1, 2, \cdots, m)$ 或 $b_j (j=1, 2, \cdots, n)$ 列入限制范围, 那么式(2)的扩展式中 $a_i f_i \uplus G$ 和 $F \uplus b_j g_j$ 可以消去。通常情况下, 把内容协同常量列入受限范畴。

3 路由振荡检测算法

本节讨论基于路由网络代数的路由振荡检测方法。首先建立路由振荡的代数模型, 然后给出网络振荡的检测算法。

3.1 路由网络振荡的代数模型

下面通过一个案例讨论建立路由振荡代数模型的方法。

例 1. 图 1 是一个包括 4 个 AS 的拓扑结构图。其中, AS_1 中的 R_a 和 R_d 分别是两个路由反射成员的会话路由器; AS_1 与 AS_{10} 和 AS_6 有 3 个出口, 它所接收到的 MED 值分别为 10, 1 和 0; 在 AS_1 中, “*”后面的数值是自治系统内部的度量值。

例 1 是一个典型的路由反射振荡案例, 这一点可以从 RFC3345^[6] 得以证实。实际上, 直观的观察也不难看出例 1 所示路由结构具有振荡的特性。

R_a 到 10.0.0.0/8 可以有 R_b, R_f (AS_{10} 的会话路由器), R_h (AS_{100} 的会话路由器), 或者 R_c, R_g (AS_6

的会话路由器), R_h , 或者 R_d, R_e, R_h 3 条路由; 而从 R_d 到 10.0.0.0/8 也有 R_e, R_g, R_h 或 R_a, R_b, R_f, R_h , 或者 R_a, R_c, R_g, R_h 3 条路由。这时 R_a 和 R_b 路由器中的路由表将会反复更新, 从而出现路由振荡。第 4 节将给出这一结论的实验结果。

下面基于路由网络代数给出该反射结构的路由网络代数模型。为了表述方便, 假设 AS_{10}, AS_6 和 AS_{100} 的 BGP 会话路由器都只有一个, 分别为 R_f, R_g 和 R_h , 设 ft 表示目标网络 10.0.0.0/8。建立路由网络代数方程如下:

$$R_a = {}^1\mathbf{X}^1 R_b + {}^1\mathbf{X}^1 R_c + {}^1\mathbf{X}^1 R_d \quad (3)$$

$$R_d = {}^1\mathbf{X}^1 R_a + {}^1\mathbf{X}^1 R_e \quad (4)$$

$$R_b = {}^1\mathbf{X}^1 R_f + {}^1\mathbf{X}^1 R_a \quad (5)$$

$$R_c = {}^1\mathbf{X}^1 R_a + {}^1\mathbf{X}^1 R_g \quad (6)$$

$$R_e = {}^1\mathbf{X}^1 R_d + {}^1\mathbf{X}^1 R_g \quad (7)$$

$$R_f = {}^1\mathbf{X}^1 R_h + {}^1\mathbf{X}^1 R_b \quad (8)$$

$$R_g = {}^1\mathbf{X}^1 R_c + {}^1\mathbf{X}^1 R_e \quad (9)$$

$$R_h = {}^1\mathbf{X}^1 R_f + {}^1\mathbf{X}^1 R_g \quad (10)$$

上述模型分别描述了路由行为, 如式(3)表示 R_a 可以转发从 R_b, R_c 和 R_d 学来的路由, 其他路由网络代数表达式(4)~式(10)也可以类似的得以解释。

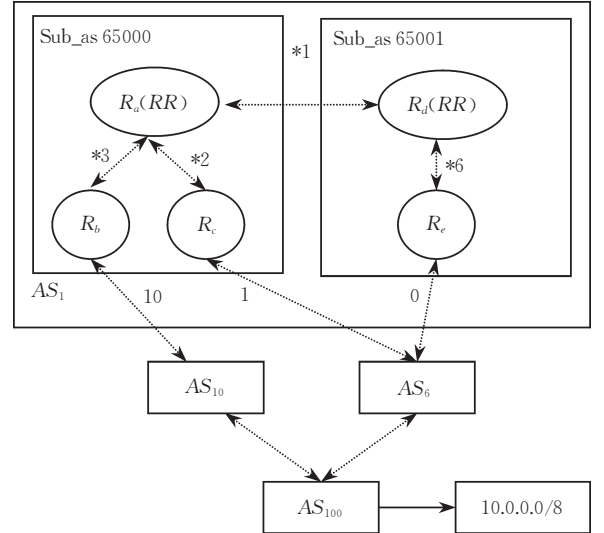


图 1 一个路由反射振荡的例子

用路由网络表达式同样也可以表现上述振荡特性。对新加入的目标网络 ft , 建立路由网络代数表达式如下:

$$\begin{aligned} R_h \uplus ft &= ({}^1\mathbf{X}^1 R_f + {}^1\mathbf{X}^1 R_g) \uplus ft \\ &= ({}^1\mathbf{X}^1 R_h + {}^1\mathbf{X}^1 R_b + {}^1\mathbf{X}^1 R_c + {}^1\mathbf{X}^1 R_e) \uplus ft \end{aligned}$$

// 把式(8)和式(9)带入

$$\begin{aligned}
&=({}^1\mathbf{X}^1R_b+{}^1\mathbf{X}^1R_c+{}^1\mathbf{X}^1R_e)\vdash ft \\
&\quad // \text{ 消去循环路由 } R_b \\
&=({}^1\mathbf{X}^1R_f+{}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_a+ \\
&\quad {}^1\mathbf{X}^1R_g+{}^1\mathbf{X}^1R_d+{}^1\mathbf{X}^1R_g)\vdash ft \\
&\quad // \text{ 把式(5)~式(7) 带入} \\
&=({}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_d)\vdash ft \\
&\quad // \text{ 消去循环路由 } R_g \text{ 和 } R_f \\
&=({}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_d)\vdash ft \\
&\quad // \text{ 消去重复项 } R_a/ \quad (11)
\end{aligned}$$

把式(3)和式(4)带入式(11)有

$$\begin{aligned}
&=({}^1\mathbf{X}^1R_b+{}^1\mathbf{X}^1R_c+{}^1\mathbf{X}^1R_d+ \\
&\quad {}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_e)\vdash ft \\
&\quad // \text{ 消去循环路由 } R_b, R_c \text{ 和 } R_e \\
&=({}^1\mathbf{X}^1R_a+{}^1\mathbf{X}^1R_d)\vdash ft \quad (12)
\end{aligned}$$

可以看出式(11)和式(12)完全相同,即式(11)是一个循环表达式.

例 1 表现出路由振荡与循环的路由网络代数表达式具有一定的对应关系.为了证明这一事实,首先给出一个引理.

引理 1. 设 F, G 为两个网络元素,则 $F \vdash G$ 总可以写出 ${}^1\mathbf{X}^1_{ki}f_{1i}+\cdots+{}^1\mathbf{X}^1_{ki}f_{ki}$ 形式(f_{ki} 为路由网络变量).

证明. 由于 F 和 G 都是网络元素,所以 $F \vdash G$ 也是网络元素.由路由网络代数表达式标准型(参见式(1))得知 $F \vdash G$ 有标准型: $F \vdash G = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + a_kf_k$. 因为 $F \vdash G$ 只考虑两个网络元素的路由交换,所以 F 和 G 与其它网络元素路由交互常量可以受限(不考虑),这样在 F, G 标准型中 a_i ($i=1, 2, \cdots, k$) 只能为 ${}^1\mathbf{X}^1_{ki}$, \perp^1_{ki} 和 \top^1_{ki} . 由于 \perp^1 和 \top^1 是内部协同常量对,即 \perp^1 和 \top^1 为受限,根据限制规则,有 $F \vdash G$ 可以写成 ${}^1\mathbf{X}^1_{ki}f_{ki}+\cdots+{}^1\mathbf{X}^1_{ki}f_{ki}$ ($1 \leq k_i \leq n$). 证毕.

推论 1. 设 F, G 为两个网络元素,在只讨论 F, G 交互路由时, F, G 都有简化的标准型 $a_1f_1+\cdots+a_if_i$ ($1 \leq i \leq n$), 其中 a_i 为 ${}^1\mathbf{X}^1$, \perp^1 和 \top^1 .

证明. 反证法. 假设 F, G 没有标准型 $a_1f_1+\cdots+a_mf_m$, 其中有 a_i 为 ${}^m\mathbf{X}^n$ 等常量在表达式 F 中出现. 以 ${}^m\mathbf{X}^n$ 为例, 则与 $F+G$ 有标准型 ${}^1\mathbf{X}^1f_1+\cdots+{}^1\mathbf{X}^1f_m$ 矛盾. 所以推论成立. 证毕.

定理 1. 路由振荡的充分必要条件是振荡路径对应的路由网络代数表达式是循环表达式.

证明. 必要性. 设 F 是发生振荡的路由网络,

相应的振荡路径表达式为 $F = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + a_nf_n$, 其中, $a_i: m_i \rightarrow n_i$ ($1 \leq i \leq n$) 是路由网络常量, f_i 是路由网络变量或表达式, a_if_i 表示 $a_i \parallel f_i$. 由于 F 发生振荡, 所以振荡路径上一定存在一个路由网络变量 f_i , 它的路由表中存在重复更新的可达信息, 即对于一个目标网络, f_i 至少有两个可选择路由; 又 F 是振荡路径, 所以也一定能够找到与 f_i 交换路由信息的另一个路由网络变量 f_{i+1} , 使得 f_{i+1} 对同样的目标网络也至少有两个可选路由. 因此, 一定存在两个路由网络常量 a_{i+1} 和 a_i , 有 $f_i = a_{i+1}f_{i+1}$ 和 $f_{i+1} = a_if_i$. 把它们分别带入振荡路径表达式 F 中, 有 $F = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + a_ia_{i+1}f_{i+1} + a_{i+1}a_if_i + \cdots + a_nf_n$. 又由于引理 1 和推论 1 得知, 在只考虑两个网络交换路由时 a_i 简化为 ${}^1\mathbf{X}^1$, 所以 $F = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + {}^1\mathbf{X}^1f_i + {}^1\mathbf{X}^1f_{i+1} + \cdots + a_nf_n = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + {}^1\mathbf{X}^1f_{i+1} + {}^1\mathbf{X}^1f_i + \cdots + a_nf_n$, 根据“+”运算的交换率不难发现这两个路由网络表达式相同, 从而必要性得证.

充分性. 设 $F = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + a_nf_n$ 是根据路由转发关系建立的路由网络表达式. 根据充分性条件得知 $F = a_1f_1 + a_2f_2 + \cdots + a_nf_n$ 是一个循环表达式, 即从 $a_1f_1, a_2f_2, \cdots, a_nf_n$ 中一定存在 a_if_i 和 $a_{i+1}f_{i+1}$ ($i \rhd j$), 有 $f_i = a_{i+1}f_{i+1}$ 和 $f_{i+1} = a_if_i$, 当带入到 F 中时有 $F = a_1f_1 + \cdots + a_if_i + a_{i+1}f_{i+1} + \cdots + a_nf_n = a_1f_1 + \cdots + a_{i+1}f_{i+1} + a_if_i + \cdots + a_nf_n$ 成立. 由于 $f_i = a_{i+1}f_{i+1}$ 和 $f_{i+1} = a_if_i$, 所以在 f_i 和 f_{i+1} 处(路由器)互为路由; 又 F 表示一个路由网络, 而循环表明对同一个目标网络在 f_i 和 f_{i+1} 处(路由器)分别会出现因路由竞争而引起的路由信息持续更新. 因此, 具有循环路由网络表达式的网络一定会出现振荡. 证毕.

定义 3. 如果一个路由表达式是循环表达式, 则称该表达式所对应的路由网络有“活锁(alive lock)”.

定理 1 给出了网络振荡的充分必要条件, 因此可以间接地把网络振荡(活锁)检测转化为判断对应的路由网络代数表达式是否是循环表达式来进行.

3.2 路由网络振荡检测

本节讨论“活锁”的检测算法, 方法是通过判断路由网络元素的线性相关性来发现路由网络代数模型中的“活锁”.

定义 4. 设 f_i 和 f_j 是两个网络元素, 如果存在两个网络常量 a_i 和 a_j 有 $f_i = a_jf_j$ 并且 $f_j = a_if_i$ 成立, 则称 f_i 与 f_j 为网络空间下线性相关, 在不引起

歧义的情况下,简称线性相关.

网络元素线性相关与线性空间中向量的线性相关性具有相似的含义.

定理 2. 设 F, G 是两个网络元素, $F \dashv G = a_1 f_1 + a_2 f_2 + \cdots + a_m f_m$ 是并行组合表达式, 则 $F \dashv G$ 是循环表达式的充要条件是 $f_{i_1}, f_{i_2}, \cdots, f_{i_k} (i_k \in [1, 2, \cdots, m])$ 是线性相关的网络元素.

证明. 充分性. 由于 $f_{i_1}, f_{i_2}, \cdots, f_{i_k} (i_k \in [1, 2, \cdots, m])$ 是线性相关的网络元素, 则它们可以相互表达, 即

$$\begin{aligned} f_{i_1} &= a_{11} f_{i_2} + \cdots + a_{1k} f_{i_k} \\ f_{i_2} &= a_{21} f_{i_1} + a_{23} f_{i_3} + \cdots + a_{2k} f_{i_k} \\ &\vdots \\ f_{i_k} &= a_{k1} f_{i_1} + a_{k2} f_{i_2} + \cdots + a_{k-1k-1} f_{i_{k-1}} \end{aligned} \tag{13}$$

又由引理 1 和推论 1, 则有 a_{ij} 和 $a_k (k \in [1, 2, \cdots, m])$ 可以简化成 1×1 . 把简化后的式(13)分别代入到 $F \dashv G = a_1 f_1 + a_2 f_2 + \cdots + a_m f_m$ 中时, 其并行组合表达式 $F \dashv G$ 不变, 即为循环表达式.

必要性. 用反证法证明. 假设网络元素 $f_i (i = 1, 2, \cdots, m)$ 都不线性相关, 则它们不能相互表达, 这与 $F \dashv G = a_1 f_1 + a_2 f_2 + \cdots + a_m f_m$ 是循环表达式矛盾. 证毕.

定理 2 说明可以通过路由网络元素的线性相关, 来判断并行组合表达式是否有“活锁”. 至此, 路由振荡检测已经转换为网络元素的线性相关性判断上来.

为了判断网络元素的相关性, 需要首先确定它们的转发关系, 为此给出定理 3.

定理 3. 对于任意给定的 BGP 路由表 RT, 对任意的 $i (1 < i < n)$, 假设 $P_i(f_{i_1}, f_{i_2}, \cdots, f_{i_n})$ 是路由表 RT 中的一条路由可达信息, 则对任意的 $j (1 < j < n)$ 有 f_{ij} 可以向 f_{ij-1} 转发从 f_{ij+1} 学来的路由.

证明. 根据 BGP4 路由形成过程^[7], 定理 3 显然成立. 证毕.

根据以上推断, 下面给出路由振荡的检测步骤和算法.

求解的步骤如下:

1. 根据路由表, 建立网络元素之间路由由转发关系的集合 H_i ; 根据转发关系集合 H_i , 确定网络元素代数表达式系数矩阵;

2. 扫描系数矩阵, 判断网络元素的相关性.

具体求解算法如下:

算法 1. 基于路由网络代数的路由振荡检测算法.

1. 根据路由表建立路由由转发关系对象集合. 根据转发关系对象集合, 确定网络元素表达式系数矩阵

Input: Routing table RT

Output: set of related element

for each as_path (f_1, f_2, \cdots, f_n) in a RT

for each f_i in an as_path (f_1, f_2, \cdots, f_n)

if $f_j \notin \text{forward_set_rel}[f_i]$

/* 建立转发关系对象集合 */

$\{\text{forward_set_rel}[f_i] = \text{forward_set_rel}[f_i] \cup \{f_j\}\}$

$\text{coefficient}[i, j] = 1$ /* 向量元素分量置 1, 表示

可以转发提供者的路由 */

2. 扫描系数矩阵, 判断网络元素的相关性.

Input: coefficient matrix of relative network elements

Output: a list of network element in oscillating path

for each i in a row

for each $j > i$ in a column

$\{\text{result} = \text{coefficient_matrix}(i, j) \text{ and } \text{coefficient_matrix}(j, i)$ /* 扫描矩阵系数 */

$\text{if result} = 1 \text{ then print } (f_i, f_{i+1}, f_{i+2}, \cdots, f_j)$

/* 输出振荡路径 */

return}

在算法 1 中步 1 的执行时间为 $O(H \times L)$, 其中, H 是路由表的长度, L 是最长 as_path 的长度; 步 2 的执行时间是 $O(N^2)$, N 为关系集合的元素个数.

4 实 验

本节给出算法 1 的振荡检测实验和性能分析实验.

实验 1 (振荡检测实验). 利用从 CERNET BGP View (<http://bgpview.6test.edu.cn/data/>) 下载的中国教育科研网中自治系统 AS₄₅₃₈ 的路由表和一个从 Orenon Route View (<http://www.routeviews.org/>) 下载的自治系统 AS₆₄₄₇ 的路由表分别进行检测, 检测结果如表 2 所示.

表 2 路由冲突检测实验统计表

| 路由表 | AS 个数 | 无转发关系 | 单向转发 | 互相转发 |
|----------------------|-------|-----------|-------|------|
| AS4538(060121) | 18871 | 178023811 | 24033 | 41 |
| AS4538(060122) | 18861 | 177835194 | 23997 | 39 |
| AS4538(060123) | 18875 | 178099324 | 24011 | 40 |
| AS4538(060124) | 18878 | 178155951 | 24013 | 39 |
| AS4538(060125) | 18887 | 178325849 | 24054 | 38 |
| AS4538(060126) | 18887 | 178325867 | 24037 | 37 |
| AS4538(060127) | 18913 | 178817216 | 24074 | 38 |
| AS4538(070611) | 25450 | 323804854 | 33622 | 49 |
| AS4637(070704) | 25325 | 320630943 | 34146 | 61 |
| AS6447(# 2)(070622) | 25709 | 330419023 | 44183 | 280 |
| AS6447(070629) | 25864 | 334407182 | 52250 | 884 |

在表 2 中,AS4538 在连续 6 天内的变化不是十分明显,但都有少量不良路由发生;而 AS6447 中发

现了 884 对相互转发的路由.表 3 是 AS6447 片段.

表 3 AS6447 路由表片段

| | Network | Next Hop | Metric | LocPrf | Weight | Path |
|---------------|----------------|--|----------|--------|--------|---|
| * * | 12.20.134.0/24 | 194.85.4.249 216.140.2.59 | 6390 | | | 0 3277 3267 3343 2603 3356 6395 3489 i 0 6395 3489 i |
| *d *d * | | 216.140.2.59 216.140.14.186 213.248.83.240 | 979 3 | | | 0 6395 3356 1 3489 i 0 6395 3356 1 3489 i 0 1299 3356 1 3489 i |
| * * | | 209.161.175.4 193.0.0.56 | | | | 0 14608 19029 3356 1239 19024 14359 14787 i 0 3333 3356 3549 19024 14359 14787 i |
| * *d | | 217.75.96.60 209.123.12.51 | | | | 0 16150 8434 3257 1239 3356 1 3489 i 0 8001 3549 3356 1 3489 i |

冲突路由

实验 2(算法 1 的性能分析实验). 对实验 1 中部分路由表检测时间进行统计,从而得出算法 1 的性能表现.结果如表 4 以及图 2 所示.

| 表 4 性能分析表 | | | |
|----------------------|-------|---------|----------|
| 路由表 | AS 个数 | 路由表大小/M | 检测平均耗时/s |
| AS4538(050121) | 18871 | 16. 8 | 3. 6 |
| AS4538(070611) | 25450 | 25. 8 | 5. 4 |
| AS4637(070704) | 25325 | 38. 3 | 7. 4 |
| AS6447(# 2)(070622) | 25709 | 113. 0 | 24. 6 |
| AS6447(070629) | 25864 | 711. 4 | 169. 2 |

实验 2 表明,算法 1 的执行时间会随着路由表长度和 AS 数的增加而增大,但不会急剧增大,这进一步解释了算法 1 的有效性和可行性. AS 数也会随着路由表增大有所增加,而 BGP 路由表中的 AS 个数基本上反映了所覆盖网络的大小;AS6447 是一个有代表性的主干网 BGP 的路由表,因此算法 1 可以用于主干网 BGP 路由表的冲突检测.

5 相关研究比较与结论

文献[8]提出一个用于研究路由收敛问题的代数理论,其中引用了单调性(monotonicity)和均衡性(isotonicity)两个代数属性,前者用于刻画普通网络路由的收敛性,后者用于描述优化路由的收敛性,并给出路由系统收敛的充分条件是没有环形路由.该理论采用了标签(label)、信号(signature)和权值(weight)3 个基本符号,并定义了标签、信号到信号的二元运算以及信号到权值的一元运算,从而构成代数系统.振荡作为直接影响路由收敛的因素之一,收敛性的建模与检测理论对振荡检测方法研究有指导意义,但此文没有讨论路由收敛的检测算法,而且

在符号体系上与传统的有限状态机模型相似,没有体现路由网络的特点.

文献[9]提出了一种抑制振荡的机制,通过拨动(jittering)改变最小路由通告时间,从而抑制路由振荡的范围.在振荡形成后再作处理,所以该方法是一种被动调节方法.与文献[9]不同,本文提出的检测算法是一种主动预防措施,通过检测 BGP 路由表中的冲突路由,达到排除故障加速路由系统收敛的目的.

文献[10]提出一种解决策略冲突与路由不稳定的调节机制,即在可能的情况下保证策略自主,在需要时强制路由稳定.显然,在冲突引起振荡时,要以稳定为前提.文中提出的解决方法,首先需要获得足够的路由策略信息,这正是 Arbiter 计划不成功的原因之一[2];与文献[9]相似,该方法也是一种被动防御机制.

与作者以往的研究工作[4-5]不同,文中提出的算法可以直接检测路由振荡,而不是通过检测路由策略冲突间接地检测路由振荡.此外,它不但可以用于检测 AS 之间的路由振荡,还可以检测由 AS 内部的路由配置而引起的路由振荡.

在路由网络代数基础上,本文进一步扩展了路由网络代数的实用性.通过建立路由网络代数表达式(路由网络的代数模型)与线性代数表达式的对应关系,把路由网络中的“活锁”检测转换成判断网络元素线性相关性来求解,这也是路由网络代数的特点.

参 考 文 献

[1] Labovitz C, Ahuja A, Jahanian F. Experimental study of Internet stability and wide-area backbone failures. Microsoft

Research: Technical Report Msr-tr-2000-08, 2000

[2] Griffin G T, Wilfong G. An analysis of BGP. Convergence Properties//Proceedings of the ACM SIGCOMM. Cambridge, MA, USA, 1999: 277-288

[3] Gao L, Rexford J. Stable Internet routing without global coordination. IEEE Transactions on Networking, 2001, 9(6): 681-692

[4] Zhao Hui-Qun. An improved project for testing conflicting policies of BGP routing. Journal of China Institute of Communication, 2002, 23(7): 103-109(in Chinese)
(赵会群. 一个改进的 BGP 路由策略冲突检测方案. 通信学报, 2002, 23(7): 103-109)

[5] Zhao Hui-Qun. Routing network algebra. Chinese Journal of Computers, 2002, 27(7): 888-896(in Chinese)
(赵会群. 路由网络代数. 计算机学报, 2004, 27(7): 888-896)

[6] Walton D, Retana A. Border gateway protocol persistent route oscillation condition. RFC3345, Aug. 2002

[7] Rekhter Y, Li T, Hares S. A border gateway protocol 4 (BGP-4). RFC 4271, January 2006

[8] Sobrinho J L. An algebraic theory of dynamic network routing. IEEE Transactions on Networking, 2005, 13(5): 1160-1173

[9] Mao Z M, Govindan R, Varghese G, Katz R H. Route flap damping exacerbates Internet routing convergence//Proceedings of the ACM SIGCOMM. Pittsburgh, PA, USA, 2002, 32: 221-233

[10] Cheng Ee. Resolving BGP disputes. University of California, Berkeley: Technical Reports, EECS-2006-39, April 13, 2006



ZHAO Hui-Qun, born in 1960, Ph. D., professor. His research interests focus on protocol software test.

SUN Jing, born in 1968, master, lecture. Her research interests focus on software test.

Background

The research is supported by the National Natural Science Foundation of China under grant No. 60473032, Advanced the National High Technology Research and Development Program (863 Program) under grant No. 2006AA09Z139, and National Science Foundation of Beijing under grant No. 4062012.

All above projects study some problems of network routing protocol consistence, which appear with network quickly

development. The main research work focuses on probing new methodology for testing protocol policy consistency.

This paper offers a new way to testing route oscillation. By modeling a route system in RNA expression it translates route analysis work into algebraic deduction, and an $O(H \times L + N^2)$ time algorithm for testing route oscillation is proposed.