

不完整地址转发表的拓扑发现方法*

张 宾¹, 刁兴春¹, 孙延涛², 丁 鲲¹, 严 浩¹



¹(总参第 63 研究所, 江苏 南京 210007)

²(北京交通大学 计算机与信息技术学院, 北京 100080)

通讯作者: 张宾, E-mail: zhang_bin163@163.com

摘 要: 网络物理拓扑发现对网络管理与规划、性能预测、网络模拟与安全等都有很重要的意义和作用, 基于地址转发表的物理拓扑发现是目前学术界研究的热点问题. 定义了单子网和多子网交换域的最小约束, 并证明了所提出的 AFT 基本推导规则 BRR 的完备性. 此外, 还对基于不完整 AFT 进行拓扑发现的 NP 难问题进行了讨论, 深入剖析了任意实际的局域网的不完整 AFT 通过 BRR 推导完成后的各种可能情况, 并分析了单纯依靠 AFT 进行拓扑发现的局限性. 该工作对于基于 AFT 进行物理拓扑发现具有重要的理论指导意义, 同时, 也为进一步发掘新的物理拓扑发现方法奠定了坚实的理论基础.

关键词: 物理拓扑发现; 地址转发表; 流量特征; 网络管理; 基本推理法则

中图法分类号: TP393

中文引用格式: 张宾, 刁兴春, 孙延涛, 丁鲲, 严浩. 不完整地址转发表的拓扑发现方法. 软件学报, 2016, 27(8): 2086-2098. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4835.htm>

英文引用格式: Zhang B, Diao XC, Sun YT, Ding K, Yan H. Topology discovery with incomplete address forwarding table. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2016, 27(8): 2086-2098 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4835.htm>

Topology Discovery with Incomplete Address Forwarding Table

ZHANG Bin¹, DIAO Xing-Chun¹, SUN Yan-Tao², DING Kun¹, YAN Hao¹

¹(The 63rd Research Institute, Nanjing 210007, China)

²(School of Computer and Information Technology, Beijing Jiaotong University, Beijing 100080, China)

Abstract: Physical network topology discovery is a key issue for network management and planning, performance forecasting, network simulation and security; and how to discover a physical network topology based on address forwarding table (AFT) is a hot topic in current studies. This paper defines minimal constraints on AFT Tables for a switched area of a single subnet or multiple subnets to deducing its physical topology, and proves the completeness of the basic reasoning rule (BRR) proposed in the previous work. Furthermore, the paper analyzes the NP hard problem of AFT based methods, thoroughly discusses all kinds of possible situations deduced by BRR for any local network, and further investigates the limits solely based on AFT topology discovery. This work provides very important theoretical guidance in physical topology discovery based on AFT, and at the same time lays a solid theoretical foundation for new topology discovery methods.

Key words: physical topology discovery; address forwarding table; traffic feature; network management; basic reasoning rule

网络拓扑发现是指利用计算机软件自动识别网络元素之间的物理或逻辑连接关系, 确定网络的拓扑结构. 拓扑发现是配置管理的核心, 是故障和性能管理的基础. 至今, 网络的自动拓扑发现仍是一个富有挑战性的研究

* 基金项目: 国家自然科学基金(61371196, 61462009); 江苏省博士后科研资助项目(1402138C)

Foundation item: National Natural Science Foundation of China (61371196, 61462009); Jiangsu Post-Doctor Research Fund of China (1402138C)

收稿时间: 2014-10-08; 修改时间: 2015-02-06; 采用时间: 2015-03-23

项目.网络拓扑发现分为逻辑拓扑发现(网络层,3层)与物理拓扑发现(链路层,2层)两种:逻辑拓扑发现是指发现路由器间及路由器和各个子网间的连接关系,忽略子网内交换机与主机等设备的物理连接关系;物理拓扑发现是指发现管理域内交换机与主机及路由器等设备间的实际连接关系.

网络层的拓扑发现按发现的不同级别可以分为^[1]IP接口级、路由器级、PoP级和AS级,发现方法主要有Ping方法、Traceroute方法、DNS方法、SNMP和ARP方法、路由协议方法和Tomography方法等.网络层拓扑发现技术的研究相对成熟,有很多项目和产品应用这些技术进行拓扑发现,比如惠普的Open View和IBM的Tivoli等.然而这些产品都依赖于私有协议,难以发现大型局域网中含有不同厂商交换设备的二层拓扑结构.许多网络管理任务,比如性能分析、网络规划和模拟、异常检测等都依赖于二层的拓扑发现.准确、实时的二层拓扑发现对于网络管理和应用具有重要意义.

基于地址转发表(address forwarding table,简称AFT)的物理拓扑发现是目前学术界研究的热点问题,也是物理拓扑发现的最重要方法.一套完备的拓扑计算规则对于通过不完整的AFT发现网络拓扑结构是至关重要的.我们在文献[2]中通过将AFT转换为谓词逻辑并提出了一套BRR规则,但当时并没能对BRR的完备性进行证明.拓扑计算规则的完备性证明对于基于AFT进行拓扑发现意义是非常重要的:首先,一套完备的拓扑计算规则可以用来指导和检验其他拓扑发现方法;其次,基于完备的计算规则所提出的拓扑发现方法才可能充分利用AFT表蕴含的网络拓扑信息,从而提高拓扑发现的效率和准确性.本文首先提出并定义了满足子网的最小约束的AFT,并将BRR修改完善为更加实用的BRR2;在此基础上,从理论上证明BRR和BRR2的完备性.此外,本文还进一步分析说明了文献[3]提出的满足分割限制的AFT在物理拓扑发现上的NP难问题,并深入讨论了任意网络不完整的AFT通过BRR2推导后的各种可能情况,以及目前AFT方法的局限性.本文的工作对于基于AFT进行物理拓扑发现具有重要的理论指导意义;同时,也为进一步发掘新的物理拓扑发现方法奠定了坚实的理论基础.

1 相关工作

二层的拓扑之所以难以发现的主要原因是:

- (1) 大部分的拓扑发现工具主要用于发现网络层拓扑,要求管理员手工维护二层连接信息,而且MIB中并不直接提供网络节点间的直接链接信息;
- (2) 二层设备的地址转发表包含了可达信息,但信息通常不完整.

为了克服这些困难,IETF于2000年推出物理拓扑MIB^[4],试图解决网络层以下拓扑结构的发现问题,但是由于没有确定如何获取这些MIB对象的机制而难以应用.为了改善这种状况,IEEE提出链路层发现协议(LLDP)作为802.1AB-205标准的一部分.LLDP是一个厂商无关的二层协议,它允许网络设备在本地子网中通告自己的设备标识和性能.简单说来,LLDP是一种邻近发现协议,它为以太网网络设备,如交换机、路由器和无线局域网接入点定义了一种标准的方法,使其可以向网络中其他节点公告自身的存在,并保存各个邻近设备的发现信息.但是,目前已部署的很多设备上并不支持这个协议.还有一种邻居发现协议CDP,而CDP是思科私有的协议,只能发现思科的二层设备.

除了可以应用邻居发现协议来直接发现二层设备的连接关系外,目前二层拓扑发现算法主要有基于生成树协议、基于地址转发表、基于端口流量特征及基于探测包的方法.

文献[5-7]将网络流量特征引入拓扑发现算法中,把网络设备接口的流量变化看作随机过程进行研究,尝试通过流量特征相近程度来推断网络的物理拓扑.但这些方法依赖于统计相关,只能大致推断出可能的链接,而且在不同子网间的设备互联时,这种方法的正确性还有待验证.

文献[8]中提出一种基于生成树协议的方法,其基本思想是利用生成树的信息构建网桥设备之间的连接关系.该方法的优点在于时间和空间消耗较小,可以发现局域网中的备用链路;缺点是许多交换机不支持生成树协议,适用范围受到一定的限制,并且该方法不能发现交换机和主机之间的连接关系.

文献[9]中提出一种基于探测包的方法,其基本思想是:在每个主机上设置一个代理进程,产生一些探测包,

并把网卡设置在混杂模式下(在该工作模式下,网卡可以接收到所在网段内的所有数据包);然后,根据每个主机所接收的数据包来判断设备之间的连接关系.该方法可以判断出交换机之间、交换机和主机之间的连接关系,缺点是在每个主机设备上都要设置一个代理进程,这对一个较大型网络来说是不太可能的事情.

总之,上述方法都具有较大的局限性.目前的二层拓扑发现的研究重点主要基于地址转发表,每台交换机都维护一张地址转发表.地址转发表的记录格式可以简单地表示为(port,MAC)信息对,其中,port 称为转发端口,MAC 称为转发地址.转发端口为 p 的转发条目构成一个子集,称为端口 p 的转发表.如果交换机端口 p 的地址转发表中包含了该端口所能接收到的所有数据帧的 MAC 地址,则称该端口的地址转发表是完整的.

贝尔实验室的 Breitbart 等人提出了基于完整地址转发表的物理拓扑发现方法^[10,11],可以发现跨子网交换域的拓扑结构.其算法的核心是直接连接定理:分属两个交换机的一对端口是相连的,当且仅当这两个端口的地址转发表交集的交集为空,且其并集中包含了该子网中所有交换机的地址条目.该性质的前提条件是每个交换机上的地址转发信息都是完整无缺的.Bejerano 等人^[12]进一步提出一种基于不同完整地址转发表的多子网拓扑发现算法,该方法首先根据地址转发表和子网信息构造出不同节点之间的粗略路径,然后进一步为每一条路径构造出一组路径约束,利用路径约束信息,不断细化粗略路径,最终确定一条唯一的路径.他们证明了该方法的完备性,即如果地址转发表和子网信息可以唯一确定网络拓扑,则使用该方法就可以把这个网络拓扑结构发现出来.

基于完整地址转发表的方法存在一个难以克服的缺点,即需要保证地址转发表的完整性.为了做到这一点,Breitbart^[10,11]提出增加额外流量和连续采集两种方法来提高地址转发表的完整性.郑海等人^[13]通过在管理站上 Ping 所有交换机的方法来保证下行端口的地址转发表的完整性.在实际网络中,由于地址转发表老化机制的存在,地址转发表长度的限制以及 SNMP 协议采用无连接的 UDP 进行通信,不能提供可靠的数据传输,因此,交换机地址转发表的完整性很难保证,从而影响这些算法的准确性.

郑海等人^[13]提出了一种方法,该方法仅要求只要下行端口的地址转发表是完整的,就可以构造出交换机之间的连接关系.陈福等人^[14]提出了一种新型的数据结构树型图,也仅要求下行端口的地址转发表完整即可构造出连接关系.Lowekamp 等人^[15]提出了一种更为宽松的基于非完整地址转发表的拓扑发现算法,算法要求一对交换机节点的 AFT 间至少共享 3 个转发条目.该算法把网络拓扑中的连接分为两种类型:直接连接和间接连接.该算法基于这样一个定理(间接连接定理):如果两个交换机仅有一对端口的通过集相交为空,则这对端口必然相连(间接连接).交换机 S 上端口 x 的通过集,是指该网桥上除去 x 以外的其他端口地址转发表的并集.但这 3 种方法一个致命的缺点是:只能适用于一个子网的拓扑发现,在交换域跨越多个子网时很容易出错.

文献[2]试图提出一个完备的规则,如果仅依赖地址转发表,两个交换机之间的端口连接是可以唯一确定的,则利用此规则,就可以唯一确定这两个端口.在此规则的基础上,文中提出了一种有效的算法推导出交换式以太网的物理拓扑关系,但文中并没有对规则的完备性作证明.Bejerano^[16,17]提出了一个很简单的方法来发现多子网局域网的拓扑结构,文中定义了一种 Skeleton-Tree 的数据结构,算法主要思想是:用 Skeleton-Tree 自顶向下构建每个子网的拓扑结构,然后子网间合并出整个交换域的拓扑结构.这个算法能发现大部分的网络拓扑情况,但这个算法要求下行端口 AFT 完整且上行端口 AFT 中含有根节点的地址.

Gobjuka 等人在他们的工作^[3,18-21]中证明了 AFT 不完整时二层拓扑发现的 NP 难问题,并且给定 AFT 表是否能定义一个唯一的拓扑也是 NP 难问题.在给定 AFT 完整时,他们提出一种算法能发现所有可能的拓扑图并定义了拓扑唯一的条件.在给定 AFT 不完整时,他们提出了一组规则来扩展 AFT 并提出了 3 种算法满足不同情况需要:第 1 个是当所有节点的 AFT 中都含有同一个节点地址的情况,第 2 个是每个节点的 AFT 在半完全的情况,第 3 个是针对任意 AFT 情况但并不保证能发现.

在对相关工作的阐述中我们可以看到:由于不同厂商产品对 LLDP 的支持不同导致了二层拓扑的发现困难,现有的商用产品也不能很好地发现局域网的物理拓扑结构.AFT 能提供一定的连接信息,但不能提供设备的直接连接信息.如何利用 AFT 得出实际的拓扑结构,是二层拓扑发现的热点研究问题.但由于实际网络的 AFT 通常不完整导致了拓扑发现的困难,因此,一套完备的规则对于通过不完整的 AFT 发现网络拓扑结构是至关重要

要的.因为如果规则是完备的,不完整的 AFT 仅通过这组完备的规则就可以最大限度的扩展原有的 AFT,从而最大限度地去发现可能的拓扑结构.

2 BRR 完备性证明及应用

2.1 子网最小约束

由于交换域内的交换机必须遵循生成树协议,其他链路只作为备用链路而不参与实际的数据传输,因此,参与数据交互的物理设备的拓扑结构是一个树型结构.树型结构中的任意链路为活动链路,活动链路连接的节点的端口称为活动端口.这样,可以将交换域建模为一棵无向树 $G=(D,E)$, D 是交换域内所有节点(网络设备)的集合, E 是设备端口之间的直接连接集合.若 S 表示所有交换机的集合, H 表示所有主机和路由器的集合(二层拓扑发现可以将路由器作为主机处理),则 $D=S+H$.每台交换机都维护一张地址转发表(address forwarding table,简称 AFT),以 S_i 表示交换域中第 i 台交换机, S_{ij} 表示 S_i 的第 j 个接口, A_{ij} 表示端口 S_{ij} 的地址转发表,如果 A_{ij} 包含了 S_{ij} 所能接收到的所有数据帧的 MAC 地址,则称 S_{ij} 的地址转发表是完整的.在根交换机确定的情况下,我们称树型结构中交换机上连链路的端口为上行端口.显然,上行端口是唯一的.交换机其他的端口称为下行端口.

需要说明的是,当网络中含有 HUB 等哑设备(无法得到 MIB 的网络设备)时,此时,和不含哑设备的生成树不同的是:含哑设备生成树 G 的下行端口可能同时下连多个孩子,而不含哑设备的网络生成树 G 的下行端口只有一个孩子,因此,可以以网络节点下行端口的孩子数量情况来推断是否存在哑设备的连接.另外,网络中度数为 2 的哑设备是任何基于 AFT 的方法都无法发现的设备,这种设备通过其他物理拓扑发现方法也无法发现,而且在实际网络中,这种设备除了中继作用,没有其他功能,因此,我们假定后文中的网络不包含这类设备连接的情况.

如果一个交换域只包含一个子网,那么 A_{ij} 就对应于网络中节点 S_i 通过端口 S_{ij} 在交换域生成树的路径中可能到达的节点集合.当 AFT 完整时, A_{ij} 含有了路径中所有节点的集合^[10,11].但这对于交换域含有多个子网的情况并不成立,因此,一个多子网的交换域内即使所有端口的 AFT 完整也并不一定能确定唯一的拓扑结构^[10,11].如果我们假定网络中不含有度数为 2 的哑设备,这时,单子网交换域网络的 AFT 完整必定可以唯一确定这个网络的拓扑结构.因此,单子网交换域的生成树 G 有以下性质:

性质 1. 单子网交换域网络的 AFT 完整时,这样的 AFT 必定可以唯一确定网络生成树 G 的拓扑结构.

证明:由于生成树 G 中任意一个节点 S_i 的 A_{ij} 完整,此时, A_{ij} 含有了端口 S_{ij} 在交换域生成树的路径中所有可达节点的集合.这时,对于网络中的另外一个任意节点的端口 S_{mn} 的地址转发表 A_{mn} 与 A_{ij} 只可能存在两种情况:

- 1) $A_{mn} \neq A_{ij}$,两者不等时,则这两个端口的连接也必定不同,否则必然 $A_{mn} = A_{ij}$;
- 2) $A_{mn} = A_{ij}$,即这两个端口的 AFT 完全相同,这时可以判定是存在一个哑设备连接这两个端口.

因此,无论对于哪种情况,都可以唯一确定网络生成树的拓扑结构.

性质 2. 网络生成树 G 中节点的上行端口是唯一的.

这是树的基本性质.

除了性质 2,树的其他性质也可以用于网络生成树 G 中,根据性质 1,完整的 AFT 可以确定唯一正确的网络生成树的拓扑结构.因此对于单子网交换域,我们定义如下最小约束:

定义 1(单子网 AFT 最小约束). 如果网络节点的 AFT 可以确定唯一正确的网络生成树的拓扑结构,则称这样的 AFT 满足单子网的最小约束.

定义 2(叶交换机). 交换机的所有下行端口都连接的是非交换机设备,称这样的交换机为叶交换机.

定义 3(中间交换机). 定义所有的非叶交换机为中间交换机.

定义 4(叶端口). 定义交换机连接叶交换机的端口为叶端口.

定义 5(叶子). 定义所有终端设备(如主机和路由器)为叶子节点.

树中,叶交换机的下行端口可以连接主机、路由器等 H 设备.显然,中间交换机至少有两个端口连接其他交换机.另外,叶子节点在拓扑树中只有一条链路,中间节点至少有两个或两个以上的链路.

定理 1. 满足最小约束 AFT 的子网中任意节点的活动端口的 AFT 不能为空.

证明:这个定理是显而易见的.如果某个节点 S_i 活动端口 j 的 AFT 为空,即 $A_{ij}=\emptyset$,若 S_i 的非活动端口 k 存在两种情况:一是和某条备用链路连接但不参加数据交换,二是不连接任何设备,无论是哪种情况,均有 $A_{ik}=\emptyset$,这时, S_i 活动端口 j 和 S_i 的非活动端口 k 无法区分,因此不可能得到正确的拓扑结构. \square

显然,完整的 AFT 是满足最小约束的,但满足最小约束的 AFT 并不一定是完整的,但满足最小约束的 AFT 和完整的 AFT 都可以唯一定义一个子网的拓扑结构.因此,总可以找到一些规则,使得满足最小约束的 AFT 经规则推导后成为完整的 AFT.显然,最小约束和完整性的 AFT 是多对一的关系.从最小约束的定义可以知道,满足最小约束 AFT 是能通过 AFT 得到子网唯一正确拓扑结构的 AFT 不完整的最松约束.

从子网的最小约束定义我们知道:对于一个子网不完整的 AFT,符合最小约束的 AFT 是确定子网唯一正确拓扑结构的最基本条件.如果给定子网的 AFT 不满足最小约束,那么通过这样的 AFT 无法得到唯一的子网拓扑结构.由于子网的拓扑结构可以确定子网唯一的完整的 AFT,因此,符合子网最小约束的 AFT 总可以通过一组规则推导出这个子网的完整的 AFT.本文试图确定一组完备的规则,符合子网最小约束的 AFT 可以通过这一组规则推导出这个子网的完整的 AFT;反之,不符合子网最小约束的 AFT 通过这一组规则推导不出这个子网的完整的 AFT.

2.2 基本推理规则

我们在文献[2]中把 AFT 转换为等价的谓词公式集合,并在此基础上提出一组推导规则.若用 $AFT(A,p)$ 表示交换机 A 端口 p 的 AFT 中的节点集合,用四元谓词 $Link(A,x,B,y)$ 表示设备 A 的 x 端口和设备 B 的 y 端口间连接,简记为 AxB_y ,其中 A,B,x,y 都是变元.根据 AFT 的含义,AFT 就可以表示为一组谓词公式的集合,地址转发表和谓词公式集是等价的,因此,可以从谓词公式集出发推导设备之间的连接关系.如图 1 所示(源于文献[2]).

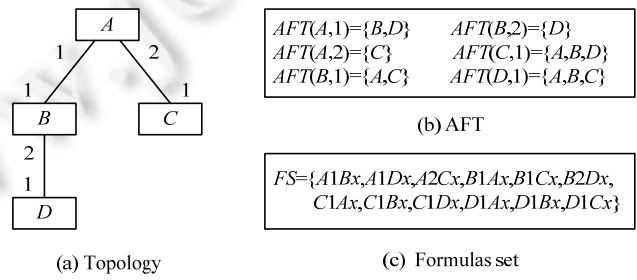


Fig.1 AFTs and formulas set

图 1 转发表和谓词公式集

基于谓词逻辑,文献[2]中提出一种称为连接推理技术 CRT(connections reasoning technique)的谓词逻辑推理方法,推导任意两个节点之间的端口连接关系.下面是文献[2]提出的一组 CRT 方法的基本推理规则 BRR (basic reasoning rule).

- 1) 对称律: $Link(A,i,B,j) \Leftrightarrow Link(B,j,A,i)$: $Port(A,i)$ 和 $Port(B,j)$ 相连当且仅当 $Port(B,j)$ 和 $Port(A,i)$ 相连.
- 2) 传递律 I: $Link(A,i,C,u) \wedge Link(C,v,B,j) \wedge (u \neq v) \Rightarrow Link(A,i,B,j)$.
- 3) 传递律 II: $Link(A,i,C,u) \wedge Link(C,v,B,j) \Rightarrow \exists x Link(A,i,B,x) \vee \exists y Link(A,y,B,j)$. 其中, u 和 v 是未知数.
- 4) 互斥律: $Link(A,i,B,j) \Rightarrow \neg(\exists x \exists y (Link(A,x,B,y) \wedge (x \neq i \vee y \neq j)))$.
- 5) 互斥律推论: $Link(A,i,B,x) \wedge Link(A,y,B,j) \Rightarrow Link(A,i,B,j)$.

我们将上面 5 个 BRR 简单用谓词公式表示,并进一步修改完善(记为 BBR2).

- 1) 对称律: $AiBj \Leftrightarrow BjAi$.
- 2) 传递律 I: $AiCu \wedge CvBj \wedge (u \neq v) \Rightarrow AiBj$.
- 3) 传递律 II: $AiCu \wedge CvBj \Rightarrow AiBx \vee AyBj$. 其中, x 和 y 是端口变量.
- 4) 互斥律: $AiBj \Rightarrow \neg(AxB_y \wedge (x \neq i \vee y \neq j))$. 其中, x 和 y 是端口变量.

- 5) 互斥律推论: $AiBx \wedge AyBj \Rightarrow AiBj$.其中, x 和 y 是端口变量.
- 6) 传递律推论: $AxCu \wedge CvBy \wedge AiBj \wedge (u \neq v) \Rightarrow AiCu \wedge CvBj$.其中, x 和 y 是端口变量.

BRR2 与文献[2]的传递律 II 略有不同.文献[2]的传递律 I 是传递律 II 的特殊情况,且在证明传递律 II 时列举了网络中可能出现拓扑结构的各种情况,比较复杂,也不严谨.我们在此严谨并简捷地证明修改后的传递律 II.

传递律 II 证明:如图 2(a)所示(注:本文图中虚线连接表示可达链路或简单连接,实线表示直接连接),由于拓扑树中任意两个节点都是连通的,即节点 A 和 B 间必定连通,则必有 $AxBj$.如果 $x \neq i \wedge y \neq j$,由于 $AiCu \wedge CvBj$,则节点 A, B, C 间必定存在环路,与拓扑树型结构矛盾;当 $x \neq i \wedge y = j$ 不成立时,即 $AiBx \vee AyBj$,可能出现图 2(b)~图 2(d)这 3 种情况. □

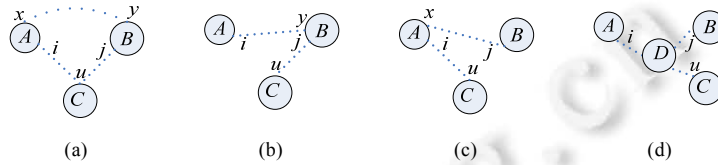


Fig.2 Illustration of transmit law II
图 2 传递律 II 图示

另外,我们提出的 BRR2 增加了一个传递律的推论,传递律 I 和传递律 II 是通过第 3 个节点推断两个节点间的连接情况,传递律推论是通过两个节点间的连接关系确定它们和第 3 个节点间的连接关系.下面我们证明此推论,并且后续对 BRR2 完备性的证明中会用到传递律推论.

传递律推论证明:如图 3 所示,由传递律 I 可以得到 $AxCu \wedge CvBy \wedge (u \neq v) \Rightarrow AxBy$,但由于 $AiBj$,根据互斥律,因此图 3 中 $x=i$ 且 $v=j$,即 $AiCu \wedge BjCv$. □

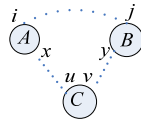


Fig.3 Illustration of transmit law reference
图 3 传递律推论图示

一组规则是完备的,是指定义在公式集 FS 上的一组最基本规则,其他推理规则都可以由这些规则推导出来.换句话说:如果一个连接关系可以从公式集 FS 中推导出来,则仅使用这组规则就可以把这个连接关系推导出来.

我们在文献[2]中认为提出的 BRR 是完备的,但当时并没有能证明 BRR 的完备性.本文一个最大的贡献在于对于 BRR2 及 BRR 完备性的证明,当子网节点的 AFT 满足最小约束,即子网的 AFT 可以定义唯一的拓扑结构,也就是说,网络中任何两个节点间的连接关系可以从满足最小约束的 AFT 的公式集中推导出来,这时,如果证明满足最小约束的 AFT 的公式集通过 BRR2 总可以推导出子网完整的 AFT(由于子网完整的 AFT 可以确定唯一正确的网络拓扑结构,也就是确定任意两个节点间的连接关系),那么就可以证明 BRR2 是完备的.其他任何新的规则无非是将 AFT 推导完整,如果 BRR2 可以完成任何满足最小约束的 AFT 完整性推导,那么其他规则一定可以通过这组 BRR2 推导出来.下面我们用数学归纳法证明 BRR2 的完备性,即当子网节点的 AFT 满足最小约束时,一定可以通过这组 BRR2 推导出子网完整的 AFT.因此,我们有定理 2.

定理 2. BRR 和 BRR2 规则在网络节点端口 AFT 的关系推导中是完备的.

证明:

对于任意两个节点的网络拓扑树,如图 4(a)所示:如果满足最小约束,由定理 1,任何一个活动链路端口的 AFT 不能为空,必然有 $AFT(A, i) = \{B\}$, 且 $AFT(B, j) = \{A\}$, 这时, AFT 本身就是完整的,即两个节点满足最小约束的

AFT 是完整的.

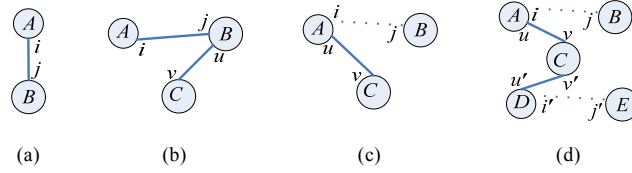


Fig.4 Network topology tree of two and three nodes
图 4 2 个和 3 个节点网络拓扑树

对于 3 个节点,可能存在拓扑树的形状只有图 4(b)这一种情况.如果满足最小约束,由定理 1,任何一个活动链路端口的 AFT 不能为空,必然有 $AFT(B,j)=\{A\}, AFT(B,u)=\{C\}, AFT(A,i)=\{B \text{ 或 } C\}, AFT(C,v)=\{A \text{ 或 } B\}$,由于 A 和 C 的位置是对称的,只需证明以下 3 种情况:

- 1) $AFT(B,j)=\{A\} \wedge AFT(B,u)=\{C\} \wedge AFT(A,i)=\{B\} \wedge AFT(C,v)=\{B\} \Rightarrow AFT(A,i)=\{B,C\} \wedge AFT(C,v)=\{A,B\}$;
- 2) $AFT(B,j)=\{A\} \wedge AFT(B,u)=\{C\} \wedge AFT(A,i)=\{C\} \wedge AFT(C,v)=\{A\} \Rightarrow AFT(A,i)=\{B,C\} \wedge AFT(C,v)=\{A,B\}$;
- 3) $AFT(B,j)=\{A\} \wedge AFT(B,u)=\{C\} \wedge AFT(A,i)=\{B\} \wedge AFT(C,v)=\{A\} \Rightarrow AFT(A,i)=\{B,C\} \wedge AFT(C,v)=\{A,B\}$.

就可以由最小约束经过 BRR2 推导得到完整的 AFT.

用谓词公式表示为(除 i,j,u,v 外,其他小写字母均为端口变量):

- 1) $BjAx \wedge BuCy \wedge AiBz \wedge CvBk \Rightarrow AiCy \wedge CvAx$, 其中 $AiBz$ 和 $CvBk$ 不需要推导,前提本身就含有;
- 2) $BjAx \wedge BuCy \wedge AiCz \wedge CvAk \Rightarrow AiBm \wedge CvBn$, 其中 $AiCz$ 和 $CvAk$ 不需要推导,前提本身就含有;
- 3) $BjAx \wedge BuCy \wedge AiBz \wedge CvAk \Rightarrow AiCy \wedge CvBn$, 其中 $AiBz$ 和 $CvAk$ 不需要推导,前提本身就含有.

下面我们就通过 BRR2 来进行推导(部分推导中对称律省略):

- 1) $BjAx \Leftrightarrow Ax Bj$ (对称率):
 - $Ax Bj \wedge AiBz \Rightarrow Ai Bj$ (互斥律推论);
 - $Ai Bj \wedge BuCy \wedge (u \neq j) \Rightarrow Ai Cy$ (传递律 I);
 - $CvBk \wedge BuCy \Leftrightarrow CvBk \wedge CyBu$ (对称率);
 - $CvBk \wedge CyBu \Rightarrow CvBu$ (互斥律);
 - $CvBu \wedge BjAx \wedge (u \neq j) \Rightarrow CvAx$ (传递律 I).
 即 $AiCy \wedge CvAx$;
- 2) $AiCz \wedge CvAk \Leftrightarrow AiCz \wedge AkCv$ (对称率);
 - $AiCz \wedge AkCv \Rightarrow AiCv$ (互斥律推论);
 - $AiCv \wedge BjAx \wedge BuCy \wedge (u \neq j) \Rightarrow Ai Bj \wedge CvBu$ (传递律推论).
 由于 m,n 为任意端口变量,即得到: $AiBm \wedge CvBn$
- 3) $BjAx \wedge AiBz \Rightarrow Ai Bj$ (互斥律推论);
 - $Ai Bj \wedge BuCy \wedge (u \neq j) \Rightarrow Ai Cy$ (传递律 I);
 - $Ai Cy \wedge CvAk \Rightarrow Ai Cv$ (互斥律推论);
 - $Ai Bj \wedge Ai Cv \Rightarrow Bj Cm \vee CvBn$ (传递律 II);
 - $BuCy \Rightarrow \neg (Bj Cm \wedge (j \neq u \vee m \neq y))$ (互斥律);
 因此必有: $CvBn$;
 即 $AiCy \wedge CvBn$.

这样,我们就证明了对于两个和 3 个节点的网络拓扑树,在 AFT 满足最小约束时,可以通过 BRR2 推导出完整的 AFT.任何形态的拓扑树都可以这样生成,给定根节点,每次要么加入一个度数为 1 的叶子节点,要么加入一个度数为 2 的中间节点,叶子节点可以加入到任何节点上,中间节点的加入方式是只能加入到任意两个直接相

连的节点链路间(否则会破坏树的节点度和链路树的关系,造成回路).

因此,对于任意网络的拓扑生成树,我们都用上述方法进行生成.对于这样生成的拓扑树,就可以利用数学归纳法进行证明.假设 n 个节点的网络生成拓扑树满足最小约束 AFT,并且可以用 BRR2 推导出完整的 AFT,当网络拓扑树中加入第 $n+1$ 个节点时,可分为两种情况:第 1 种情况是加入的第 $n+1$ 个节点是度数为 1 的叶子节点,第 2 种情况是加入的第 $n+1$ 个节点是度数为 2 的中间节点.

1) 当加入的第 $n+1$ 个节点是叶子节点时

如图 4(c)中的节点 C 为新加入的叶子节点, A 是 C 的父亲节点, B 为拓扑树中任意一个其他节点,由于拓扑树是连通的,因此,树中任意节点 B 可以通过 A 到达 C ,即 C 到 A 间存在一条简单路径.由于 n 个节点时的 AFT 是完整的,如果对于新加入的节点 C , $AFT(C,v)$ 含有树中所有的节点,并且任意一个节点 B 的 $AFT(B,j)$ 含有 C 即可使新的树中节点 AFT 完整.即需要证明树中任意一个节点 B ,使得 $CvBz \wedge BjCx$ 即可.

由定理 1,任意一个活动端口的 AFT 不为空,因此, $AuCx \wedge CvBy$.

- 树中原有节点 AFT 完整,必存在 $ByAn \wedge (n \neq u)$,则 $ByAn \wedge AuCx \wedge CvBy \wedge (n \neq u) \Rightarrow CvAu$ (传递律推论);
- 又 AFT 完整,可得到 $AiBz, CvAu \wedge AiBz \wedge (u \neq i) \Rightarrow CvBz$ (传递律 I);
- 又 AFT 完整,可得到 $AuBj, AiBz \wedge AuBj \Rightarrow AiBj$ (互斥律推论);
- $BjAi \wedge AuCx \wedge (u \neq i) \Rightarrow BjCx$ (传递律 I).

即得到 $CvBz \wedge BjCx$ (从上面的推导过程来看,这个结果显然可以通过 $AuCv$ 推导得到).

2) 当加入的第 $n+1$ 个节点是中间节点时

如图 4(d)中的节点 C 为新加入的中间节点, A 和 D 是 C 的直接连接节点, B 和 E 为拓扑树中通过 C 两侧可达的任意一个其他节点.显然,两个方向具有对称性,只要以一个方向进行证明即可.我们以上侧进行证明,从上面 1)的结论看,只要证明 $AuCv$ 即可.

根据定理 1,必然存在 $CvQy$,其中, Q 为原拓扑树中上侧任意一个节点;

a) 若上侧同时存在 $AuCx$,则证明方法同 1),不需要利用下侧节点的 AFT 就可以证明;

b) 若不存在 $AuCx$,则必然存在 $AFT(C,v)$ 含有 A 或者 $AFT(C,v)$ 至少含有节点 A 的两个不同端口的可达地址,否则,图 4(d)中的节点 A 和 C 可以互换,就不满足 AFT 最小约束.即存在 $CvAy$ 或者存在 $CvMp \wedge CvNq \wedge ArMk \wedge AsNo \wedge (r \neq s), p, q$ 为端口变量.对于后者,可以通过 BRR2 推导出前者 $CvAy$.首先,如果 $(p \neq kv, q \neq o)$,根据传递律和互斥律容易得出环路,因此有 $CvMk \wedge CvNo \wedge ArMk \wedge AsNo \wedge (r \neq s)$.因为 $CvMk \wedge ArMk \Rightarrow CvAy \vee CxAr, CvNo \wedge AsNo \Rightarrow CvAy \vee CxAs$;又 $(r \neq s)$,所以有 $CvAy$.这两种情况都可以归结为 $CvAy$.这时,要利用下侧节点的 AFT 进行推导.下侧节点对于这种情况同样存在两种可能:

- 一种是存在 a)的情况,这时有 $Cv'Du'$;同时,在插入节点 C 之前 AFT 是完整的,容易得出 $Du'Au$,因此有 $AyCv \wedge Cv'Du \wedge Du'Au \wedge (v \neq v') \Rightarrow AuCv$ (传递律推论);
- 另一种是存在 b)的情况,这时有 $Cv'Dz$,因此有 $AyCv \wedge Cv'Dz \wedge Du'Au \wedge (v \neq v') \Rightarrow AuCv \wedge Cv'Du'$ (传递律推论).

因此,我们证明了当加入第 $n+1$ 个节点时,只要节点仍满足最小约束 AFT,仍然可以用 BRR2 推导出完整的 AFT.这样,我们就可以得出 BRR2 是完备的结论.BRR2 是文献[2]中 BRR 的变体,可以由 BRR 推导出.因此,我们在文献[2]中提出的 BRR 也是完备的. \square

2.3 BRR2讨论

我们通过定义满足最小约束子网的 AFT,并在此基础上证明了 BRR 的完备性.因此,对于一个子网的 AFT,如果满足最小约束,则一定可以通过 BRR2 推导出完整的 AFT.对于不满足最小约束子网的不完整的 AFT,仍然可以利用 BRR2 进行推导,以得到最大化的节点连接关系.但推导最终形成的 AFT 并不能唯一确定正确的拓扑结构.

Gobjuka 等人在他们的工作^[3]中证明了 AFT 不完整时二层拓扑发现的 NP 难问题,给定 AFT 表是否能定义一个唯一的拓扑也是 NP 难问题.因此,Gobjuka 等人在文献[3]中提出:要么文献[2]提出的 BRR 是不完备的,要么

即使 BRR 是完备的,但通过 BRR 推导出完整的 AFT 也需要指数级的时间复杂度.但 Gobjuka 等人在文献[3]中对拓扑发现的 NP 难证明对 AFT 是有一定的前提限制的,即网络节点的 AFT 满足如下分割限制:网络 N 中有两个节点 a 和 b ,网络 N 中的任意节点 c 可以看到(表示 AFT 中含有相应节点地址) a 或 b 或两者都可以看到.但是在网络 N 中,既不能所有节点都看到 a ,也不能所有节点都看到 b .

满足分割限制的不完整的 AFT 进行拓扑发现时是 NP 难的,这就是 AFT 不完整时二层拓扑发现的 NP 难问题.因此,并不是任何 AFT 不完整时进行拓扑发现都是 NP 难的.例如,当网络中所有节点可以看到同一节点时,作者在文献[3]中提出一个算法,可以以 $O(n^2)$ 的算法复杂度发现满足这样条件的拓扑结构.另外,很容易找到许多满足最小约束的 AFT,但并不满足分割限制,即网络 N 中有两个节点 a 和 b ,分割限制要求网络 N 中任意节点 c 必须看到 a 或 b 的任意一个,但网络 N 中的任意节点 c 可能既看不到 a 又看不到 b .如图 5 所示,网络中不存在任何两个节点中的其中一个都可以被网络中的任意一个节点都看到,即网络中的 AFT 不满足分割限制.但这样非常不完整的 AFT 却满足最小约束,很容易通过 BBR2 推导出完整的 AFT(推导过程略,读者可以自行推导).因此我们认为,Gobjuka 等人在文献[3]中的观点“要么 BRR 是不完备的;要么即使 BRR 是完备的,但通过 BRR 推导出完整的 AFT 也需要指数级的时间复杂度”是不准确的.因此我们认为:满足分割限制的 AFT 并不一定满足最小约束,不满足分割限制的 AFT 应该满足最小约束,通过 BRR 扩展可以得出完整的 AFT;满足最小约束的 AFT 可以满足分割限制,也可以不满足分割限制.我们认为,正确的观点应该是:对于 AFT 满足分割限制并且不满足最小约束时,这时通过 BRR 推导出正确的拓扑结构是 NP 难的.原因是,不满足最小约束的 AFT 本身就无法确定正确的拓扑结构.

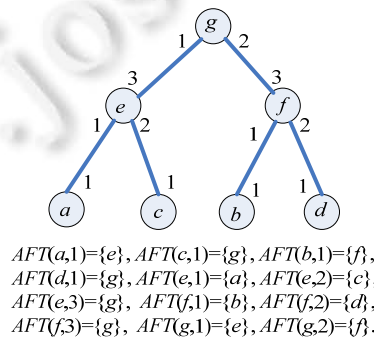


Fig.5 AFT satisfying minimal restraint but not satisfying separation restriction and the corresponding topology

图 5 不满足分割限制但满足最小约束的 AFT 及其拓扑结构

为了进一步验证 BRR 的完备性,我们采用 NS2 网络仿真软件对不同规模的网络进行仿真.网络拓扑采用树型结构,根据节点数量交换机的端口数目(12 个)、每个交换机下连接的交换机数目(5 个)和主机数目(7 个)等参数自动生成.网络流量随机产生,其连接时长平均为 5s,按照指数 On/OFF 分布(EXPOO_Traffic)产生数据.仿真时间长度为 10 分钟.具体的仿真数据见表 1.

第 1 种情况是实际采集的 AFT 不完整但满足最小约束时,来实验分析 BRR 是否能将采集的不完整的 AFT 扩展为完整地 AFT.具体实验时,我们选择地址转发表老化时间为 300s,这时,地址转发表条目采集率很低,比如在 2 000 个节点的网络中,采集率仅为 15.9%,但是这些地址转发表都可以满足最小约束的限制.由表 1 的 BRR 推导结果可以看到,这种情况下,BRR 可以推导出完整的 AFT,即可以正确地推导出网络拓扑结构.

除了对 BRR 的完备性进行验证外,我们对 BRR 的推导时间进行实验验证.从表 1 可以看出,虽然节点数量增加 1 倍,推导时间分别增加 5 倍(节点数量为 500~1 000)和 3.5 倍(节点数量为 1 000~2 000),不是一个线性增加的过程,但是需要注意的是:虽然节点增加了 1 倍,需要推导的转发表条目(丢失条目)却增加了不止 1 倍,分别为 4.9 倍和 4.5 倍,转发表推导时间和和推导出转发表条目数量接近线性关系.上述仿真结果也证实了在地址转发

表满足于 AFT 满足最小约束的情况下,文献[3]认为推导完整的 AFT 需要指数级的时间复杂度的观点是不准确的.另外,对于一个节点数量多达 2 000 个节点的网络,在 14s 内完成推导过程.这个速度是非常快的,因此,BRR 算法在时间上是完全可以满足网络管理系统对网络拓扑发现的需求.

Table1 Inferring test of AFT meeting minimal constraint

表 1 满足最小约束的 AFT 推导验证

节点数量/ 交换机数量	完整的转发表 条目数量	实际采集到的地址 转发表条目/丢失条目	转发表条目 采集率(%)	推导后转发表 条目丢失数量	转发表推 导时间(s)	推导出 条目(s)
500/42	21 000	8 224/12 776	39.2	0	0.8	15 970
1 000/84	84 000	21 340/62 660	25.4	0	4	15 665
2 000/167	334 000	53 018/280 982	15.9	0	14	20 070

第 2 种情况是实际采集的 AFT 不完整但同时不满足最小约束时,具体实验时,当地址转发表老化时间为 120s 时,地址转发表条目采集率进一步降低.比如在 2 000 个节点的网络中,采集率仅为 8.8%,但是这些地址转发表不满足最小约束的限制.从表 2 中可以看到:经过 BRR 推导扩展并不能补齐所有的 AFT 表项,但是这种情况下的 AFT 仍然可以通过 BRR 进行最大限度的扩展.

Table2 Inferring test of AFT not meeting minimal constraint

表 2 不满足最小约束的 AFT 推导验证

节点数量/ 交换机数量	完整的转发表 条目数量	实际采集到的地址 转发表条目/丢失条目	转发表条目 采集率(%)	推导后转发表 条目丢失数量	转发表推 导时间(s)	推导出 条目(s)
500/42	21 000	5 000/16 000	23.8	154	3	5 333
1 000/84	84 000	12 245/71 755	14.6	392	21	3 416
2 000/167	334 000	29 132/304 868	8.8	1 336	175	1 742

从表 2 中还可以看到:当地址转发表不满足最小约束限制时,地址转发表条目的推导速度明显下降;并且随着网络规模和转发表条目丢失数量和丢失比例的增加,推导速度进一步下降.

我们在文献[2]中提出了一个以矩阵作为数据结构的基于 BRR 的连接推导算法,可以应用 BRR 来推导出完整的 AFT,即补齐矩阵的所有为空的元素.BRR2 可以用类似的连接推导算法,这里不再阐述.如果满足最小约束,必定可以通过 BRR 或 BRR2 把矩阵所有空的元素补齐,得到唯一正确的拓扑结构;若不满足,则无法通过规则补齐,这时无法确定唯一正确的拓扑结构.由于连接推导算法每次推导一对节点间的连接关系都需要借助剩余的其他节点进行规则推导,若 n 表示网络节点数,则每对节点进行一次推导的时间复杂度为 $O(n)$.由于节点对为 $O(n^2)$,因此连接推导的时间复杂度至少是 $O(n^3)$.

推导出完整的 AFT 后,可以用自顶向下^[2]或自底向上^[11,13]的算法来确定网络拓扑节点间的直接连接关系.自顶向下的方法是先选定一个根节点,然后从上到下进行递归发现.自底向上的方法基于这样一个简单思想:如果一棵树所有的分叉及其连接的叶子被砍掉,而砍掉的分叉变成一个新叶子,这样树就可以一层层被砍光.即确定所有的叶交换机然后砍掉,把树中砍掉的叶交换机替换新的叶子,一层层砍到树根.具体算法这里不再描述,可参见相关文献.

2.4 多子网交换域应用

文献[2]将 BRR 应用到了交互域中含有多个子网的情况,显然,BRR 或 BRR2 是可以应用到多子网交换域进行 AFT 推导的,对多子网交换域的 AFT 的最小约束我们作以下定义.

定义 6(多子网最小约束). 如果多子网交换域中的 AFT 通过 BRR 或 BRR2 进行推导,可以得出完整的 AFT,则称这样的 AFT 满足多子网的最小约束.

文献[10,11]说明了对于多子网交换域的情况,即使网络中的 AFT 是完整的,也有可能得不出唯一的拓扑结构.因此,与单子网交换域网络不同,多子网交换域网络中的 AFT 即使满足最小约束,也不一定能推断出唯一正确的网络拓扑结构.下面我们文献[10,11]的例子进行说明.

如图 6(来自文献[8]),交换机 S1 和 S4 和路由器 R1 属于同一个子网,而交换机 S2 和路由器 R2 属于同一个

子网,交换机 $S3$ 和路由器 $R3$ 属于一个子网,图 6(a)和图 6(b)两个子图所有交换机的 AFT 是相同的,而且都是完整的,但出现了两个不同的拓扑结构.即对于多子网交换域的网络,即使 AFT 完整,仅从 AFT 也不一定得出唯一的拓扑结构.

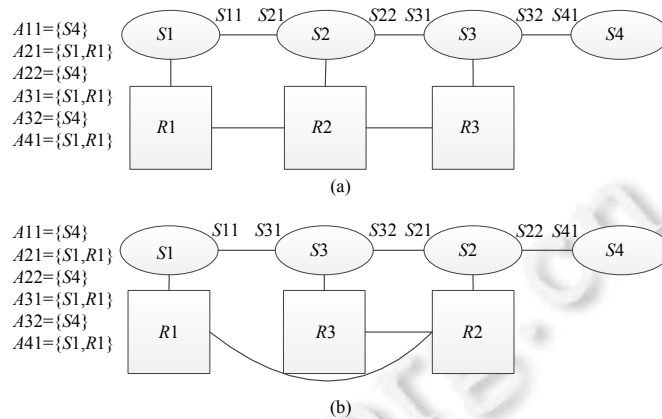


Fig.6 Example indistinguishable network topologies

图 6 不可区分的网络拓扑示例

图 6 中省略了交换机下连端口的 AFT,即 $A12=\{R1\}$, $A23=\{R2\}$, $A33=\{R3\}$. 如果图 6 中的 $A21=\{S1\}$, $A31=\{S1\}$, 这时, AFT 不完整,但显然可以通过 BBR2 推导出完整的 AFT.因此,这时的 AFT 是满足多子网最小约束的,虽然这样的最小约束并不能定义唯一正确的拓扑结构.

因此,对于任何一个网络不完整的 AFT,通过 BRR 推导完成后形成的 AFT 可能出现 3 种情况.

- 1) 新的 AFT 可以得出唯一的拓扑结构;
- 2) 新的 AFT 得不到某个端口和其他端口的具体连接关系;
- 3) 新的 AFT 得到某个端口和多个端口可能具有连接关系.
 - 如果是第 1 种情况,说明得出了完整的 AFT,并且完整的 AFT 定义了唯一的拓扑结构;
 - 如果是第 2 种情况,说明无论网络是单子网还是多子网,原始的 AFT 都不满足最小约束,推导不出完整的 AFT,导致无法确定某些节点的连接关系;
 - 如果是第 3 种情况,则有两种可能:一种是原始的 AFT 不满足最小约束所致,另一种是 AFT 本身无法定义多子网交换域的确定的网络形态所致(即图 6 所示的情况).

注意:实际网络中,可能出现情况 2)和情况 3)同时存在的情况.当情况 2)或情况 3)出现时,目前所有基于 AFT 的拓扑发现方法是无法确定正确的网络拓扑结构的.

3 总 结

一套完备的规则对于通过不完整的 AFT 发现网络拓扑结构是至关重要的,我们在文献[2]中通过将 AFT 转换为谓词逻辑并提出了一套 BRR 规则,并认为这套 BRR 是完备的,但当时并没能对 BRR 的完备性进行证明.显然,无论是提出还是证明一套完备的规则,对于基于 AFT 进行物理拓扑发现意义都是非常重大的.本文通过定义满足子网的最小约束的 AFT,将 BRR 修改完善为更加实用的 BRR2,用数学归纳法证明了 BRR2 及 BRR 的完备性.

基于 BRR 的完备性,我们进一步讨论说明了文献[3]提出的满足分割限制的 AFT 在物理拓扑发现上的 NP 难问题,这样的 NP 难问题与完备的 BRR 是不冲突的.接着,我们定义了多子网交换域的最小约束,将 BRR 推广应用到多子网交换域网络,并且深入讨论了任意网络不完整的 AFT 通过 BRR 推导后的各种可能情况.本文的主要贡献是理论性的:一方面证明了 BRR 的完备性;另一方面深入讨论了 AFT 在物理拓扑发现上的 NP 难问题,

并对 BRR/BRR2 的完备性和通过 BBR 进行 AFT 扩展的时间的非指数性进行了详细的实验验证。

由于实际网络中存在单纯依靠 AFT 无法唯一确定网络拓扑的情况,后续工作拟提出一种基于将 BBR 推导后的 AFT 和端口流量特征相结合的算法,以更好地解决实际网络中的拓扑发现问题。基本思路是:先通过 BRR 对 AFT 进行扩展,当存在仍无法确定的节点连接关系时,借助两个节点端口间的流量特征进一步确定直接连接关系。由于仅使用基于端口流量特征方法的最大缺点是对于两个端口仅能知道它们直接连接的概率大小,而不能确定一定相连,但在 AFT 方法确定某个端口和另外一些端口中的某个肯定存在直接连接关系时,再使用基于端口流量特征的方法确定出概率最大的那个端口为直连端口,正好充分结合了两种方法的优势。

致谢 感谢刘艺博士详细和中肯的修改意见;感谢陈福博士关于物理拓扑发现方法的讨论;感谢总参第 63 研究所三室其他同事在本文写作过程中给予的无私支持和帮助。

References:

- [1] Siamwalla R, Sharma R, Keshav S. Discovering internet topology. In: Proc. of the IEEE Infocom. 1999. 1–16.
- [2] Sun YT, Wu ZM, Shi JQ. A method of topology discovery for switched ethernet based on address forwarding tables. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2006,17(12):2565–2576 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/2565.htm>
- [3] Gobjuka H, Breitbart Y. Ethernet topology discovery for networks with incomplete information. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2010,18(4):14–153. [doi: 10.1109/TNET.2009.2039757]
- [4] Bierman A, Jones K. Physical Topology MIB. Internet RFC-2922, 2000.
- [5] Dawes N, Schenkel D, Slavitch M. Method of determining the topology of a network of objects. U.S. Patent 6,411,997 B1, 2002.
- [6] Schenkel D, Slavitch M, Dawes N. Method of determining topology of a network of objects which compares the similarity of the traffic sequences/volumes of a pair of devices. U.S. Patent 5,926,462, 1999.
- [7] Qiu L, Zhang JZ, Wu GY. Physical topology discovery method study based on ports traffic. Computer Engineering and Application, 2002,22(4):171–172 (in Chinese with English abstract).
- [8] Son MH, Joo BS, Kim BC, Lee JY. Physical topology discovery for metro ethernet networks. ETRI Journal, 2005,9(4):175–186. [doi: 10.4218/etrij.05.0104.0167]
- [9] Black R, Donnelly A, Fournet C. Ethernet topology discovery without network assistance. In: La Porta T, Ramjee R, Koenig H, Effelsberg W, eds. Proc. of the 12th IEEE Int'l Conf. on Network Protocols (ICNP 2004). Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2004. 130–159. [doi: 10.1109/ICNP.2004.1348122]
- [10] Breitbart Y, Garofalakis M, Martin C, Rastogi R, Seshadri S, Silberschatz A. Topology discovery in heterogeneous IP networks. In: Sidi M, Sengupta B, eds. Proc. of the INFOCOM 2000. New York: IEEE Press, 2000. 85–94. [doi: 10.1109/INFCOM.2000.832196]
- [11] Breitbart Y, Garofalakis M, Jai B, Martin C, Rastogi R, Silberschatz A. Topology discovery in heterogeneous IP networks: The NetInventory system. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2004,12(3):221–234. [doi: 10.1109/TNET.2004.828963]
- [12] Bejerano Y, Breitbart Y, Garofalakis M, Rastogi R. Physical topology discovery for large multi-subnet networks. In: Bauer F, Roberts J, Shroff N, eds. Proc. of the IEEE INFOCOM 2003. New York: IEEE Press, 2003. 162–172. [doi: 10.1109/INFCOM.2003.1208686]
- [13] Zheng H, Zhang GQ. An algorithm for physical network topology discovery. Journal of Computer Research and Development, 2002,39(3):264–268 (in Chinese with English abstract).
- [14] Chen F, Yang JH, Yang Y. New algorithms on IP network topology discovery and its implement. Acta Electronica Sinica, 2008, 36(8):1620–1625 (in Chinese with English abstract).
- [15] Lowekamp B, O'Hallaron DR, Gross TR. Topology discovery for large ethernet networks. In: Govindan R, ed. Proc. of the ACM SIGCOMM 2001. New York: ACM Press, 2001. 57–68. [doi: 10.1145/964723.383078]
- [16] Bejerano Y. Taking the skeletons out of the closets: A simple and efficient topology discovery scheme for large multisubnet networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2006. 1–13. [doi: 10.1109/INFCOM.2006.237]

- [17] Bejerano Y. Taking the skeletons out of the closets: A simple and efficient topology discovery scheme for large ethernet lans. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2009,17(2):1205–1218. [doi: 10.1109/TNET.2009.2022264]
- [18] Gobjuka H, Breitbart Y. Characterization of layer-2 unique topologies in multisubnet local networks. In: Proc. of the IEEE LCN. 2006. 540–542. [doi: 10.1109/LCN.2006.322160]
- [19] Gobjuka H, Breitbart Y. Ethernet topology discovery for networks with incomplete information. In: Proc. of the IEEE ICCCN. 2007. 613–620. [doi: 10.1109/ICCCN.2007.4317888]
- [20] Gobjuka H, Breitbart Y. Finding ethernet-type network topology is not easy. Technical Report, TR-KSU-CS-207-03, Kent State University, 2007.
- [21] Gobjuka H, Breitbart Y. Discovering network topology of large multisubnet ethernet networks. In: Proc. of the IEEE LCN. 2007. 230–237. [doi: 10.1109/LCN.2007.25]

附中文参考文献:

- [2] 孙延涛,吴志美,石志强.基于地址转发表的交换式以太网拓扑发现方法.软件学报,2006,17(12):2565–2576. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/2565.htm>
- [7] 邱林,张建忠,吴功宜.基于端口流量的物理网络拓扑发现方法研究.计算机工程与应用,2002,22(4):171–172.
- [13] 郑海,张国清.物理网络拓扑发现算法的研究.计算机研究与发展,2002,39(3):264–268.
- [14] 陈福,杨家海,杨扬.网络拓扑发现新算法及其实现.电子学报,2008,36(8):1620–1625.



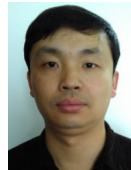
张宾(1976—),男,河南新乡人,博士,工程师,主要研究领域为网络测量,拓扑发现,异常检测.



丁鲲(1978—),男,硕士,高级工程师,主要研究领域为网络管理,数据工程.



刁兴春(1964—),男,博士,研究员,博士生导师,主要研究领域为计算机网络,数据工程.



严浩(1977—),男,博士,高级工程师,主要研究领域为数据工程.



孙延涛(1975—),男,博士,讲师,主要研究领域为数据中心网络技术,网络仿真技术,云计算技术,网络管理,铁路通信技术.