

# Internet 路由仿真系统研究与实现\*

崔勇<sup>+</sup>, 徐恪, 吴建平

(清华大学 计算机科学与技术系, 北京 100084)

## Research and Implementation of Internet Routing Emulation System

CUI Yong<sup>+</sup>, XU Ke, WU Jian-Ping

(Department of Computer Science and Technology, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

+Corresponding author: Phn: 86-10-62785822, Fax: 86-10-62788109, E-mail: cy@csnet1.cs.tsinghua.edu.cn

<http://netlab.cs.tsinghua.edu.cn/~cuiy/>

Received 2002-01-24; Accepted 2002-04-11

Cui Y, Xu K, Wu JP. Research and implementation of Internet routing emulation system. *Journal of Software*, 2003,14(3):524-530.

**Abstract:** With the growth of Internet, it becomes a challenging problem to test the running characteristics of routing protocol implementations in realistic large-scale networks. An Internet routing emulation system (IRES) is developed as a test bed to test and analyze the above characteristics. A novel approach by combining Internet topology generation and routing protocol implementation is proposed, and the architecture of IRES is presented. Then the Internet hierarchical topology is analyzed and a method is proposed to transform GT-ITM model to BGP-OSPF oriented Internet topology. In the given examples, by measuring the routing interaction with CISCO2600 router, its computation complexity of the OSPF protocol implementation in the CISCO2600 router is  $O((\lg M)^4)$ , and the upper bound it supports is given. The experimental results show that as a test bed, IRES has an important role that cannot be replaced by others.

**Key words:** topology generation; protocol implementation; routing emulation; Internet simulation; OSPF; test bed

**摘要:** 随着 Internet 不断的发展扩大,如何测量路由协议在实际网络环境中的运行特性成为一个重要难题.针对这个问题,设计实现了 Internet 路由仿真系统 IRES(Internet routing emulation system),为这种特性的测试和评价提供了试验床.首先提出了一种将 Internet 拓扑生成和路由协议实现相结合的思想,并基于此给出了 IRES 的总体结构.接着研究了将 GT-ITM 网络拓扑模型转换到面向 BGP-OSPF 的 Internet 拓扑结构的方法.最后给出了 IRES 的应用实例,通过与 CISCO2600 路由器的路由交互,分析得到了被测系统 OSPF 协议实现的复杂度为  $O((\lg M)^4)$ ,并给出了其所支持的网络规模上限.实验证明,IRES 系统作为试验床,具有其他测试系统不可取代的重要作用.

**关键词:** 拓扑生成;协议实现;路由仿真;Internet 模拟;OSPF;试验床

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.90104002, 69725003 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2001AA121013 (国家高技术研究发展计划)

第一作者简介: 崔勇(1976-),男,新疆乌鲁木齐人,博士生,主要研究领域为计算机网络体系结构,协议的仿真和测试,多目标优化的路由算法及其评价.

中图法分类号: TP393

文献标识码: A

路由协议在计算机网络中起着关键作用,然而对路由协议实现却缺乏行之有效的测试和评价手段.在不同的网络规模和拓扑结构下,协议实现往往表现出不同的特性<sup>[1]</sup>.然而,由于无法提供大规模网络环境作为实验平台,研究中对所设计的路由算法和协议,通常是首先建立解析模型来分析其特性,然后通过模拟实验来验证分析结果的可靠性.例如,通过模拟实验,Sidhu 等人研究了路由协议 OSPF 在有限队列下导致的路由抖动<sup>[2]</sup>,Basu 等人研究了 OSPF 协议的稳定性<sup>[3]</sup>,Ye 等人研究了 OSPF 度量的动态优化方法<sup>[4]</sup>.试验床 MaRS 提供了路由算法评价和比较的平台<sup>[5]</sup>.然而,基于模拟实验的上述研究结果是否适用于实际系统,依然需要实践来进一步验证.例如,经过两年的被动测量和主动错误注入,Labovitz 等人发现在一次 Internet 域间路由错误以后,需要几十分钟才能再次达到路由一致性<sup>[6]</sup>.然而这类研究方法耗时较长,而且可能对现有网络产生破坏性,因此不宜广泛开展.此外,测试过程受实际网络状况的影响很大,而且只能局限在现有特定条件下.

为了验证系统的真实特性,一个行之有效的方法是建立仿真系统,并与实际被测系统互联,进行仿真测试.例如,网络仿真器 IP-TNE 使用快速并行离散事件模拟内核,提供了一种 IP 层网络仿真的手段<sup>[7]</sup>.与此类似,NIST 模拟 IP 分组从源到目的地的传输,并且可以与实际系统交互<sup>[8]</sup>.Noble 等人基于跟踪调节(trace modulation)技术,研究了实际无线网络中端到端特性的重现方法<sup>[9]</sup>.在网络模拟器 NS<sup>[10]</sup>的支持下,虚拟网络互联测试床 VINT 提供了网络的 TCP 仿真<sup>[11]</sup>.但是这些研究只注重仿真网络中 IP 分组的转发,而缺乏对路由分组的考虑,更没有涉及路由协议的交互特性.虽然某些商用测试仪产品中实现了路由协议的部分仿真功能<sup>[12]</sup>,但是由于没有提供对 Internet 拓扑结构模型的支持,测试系统各个接口之间也缺乏配合,因此它们也无法提供完善的 Internet 路由仿真的功能.

为此,我们开创性地提出了一种将路由协议和仿真相结合的思想,并成功地设计实现了 Internet 路由仿真系统 IRES(Internet routing emulation system).该系统将 Internet 层次化随机网络拓扑模型和路由协议实现相结合,在路由层面上仿真了一个虚拟的网络环境与被测路由器进行实际交互.由于 IRES 可以通过单机或简单网络环境来仿真大规模复杂网络的行为,从而保证被测系统完全处在一个用户定制的网络环境中,为路由协议实现的测试和评价提供了试验床.

## 1 IRES 系统总体结构

为仿真 Internet 的路由行为,必须生成一个具有适当规模的网络拓扑图,并尽可能地接近实际 Internet;然后在拓扑图中选取适当的节点作为被测路由器(router under test,简称 RUT);进而将网络拓扑信息转化成可供路由协议交互的路由信息.同时,IRES 需要仿真与 RUT 直接相连的各个节点的路由行为,在与 RUT 进行路由协议交互的基础上,向 RUT 发送仿真路由信息.这样能够保证 RUT 处在一个可定制的虚拟 Internet 路由环境中,实现 Internet 路由仿真.

作为研究原型系统,目前 IRES 只实现了 OSPF(开放最短路径优先)协议<sup>[13]</sup>仿真,系统结构如图 1 所示,包括操作和管理(OAM)子系统、拓扑生成子系统、RUT 选择子系统、链路状态广告 LSA(link state advertisement)产生子系统和协议仿真子系统.

OAM 子系统根据用户要求来控制、协调和配置其他子系统,包括随机网络拓扑图的参数、RUT 的参数、OSPF 的配置等.拓扑生成是在适当的网络拓扑模型的基础上,模拟出具有实际意义的层次化随机网络拓扑图,从而在一定程度上代表当前 Internet 的拓扑结构.

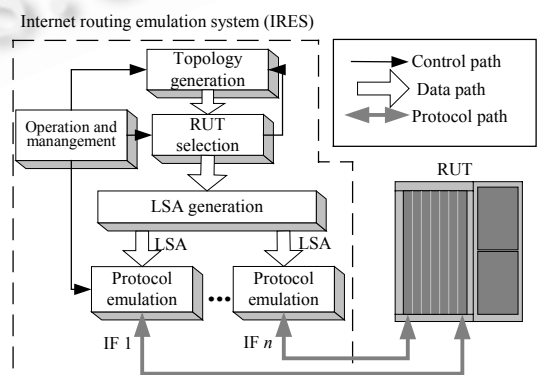


Fig.1 IRES architecture

图1 IRES总体结构

图1 IRES总体结构

为提高系统的可扩展性(如以后采用其他拓扑模型<sup>[14]</sup>),拓扑生成的结果以 GB 格式存储<sup>[15]</sup>.RUT 选择子系统读取以 GB 格式存储的拓扑图,并根据 OAM 配置,在拓扑图中选取适当的节点作为 RUT,同时仿真配置所有节点各个接口的 IP 地址.如果在当前的拓扑图中没有满足 RUT 配置条件的节点,则通知拓扑生成子系统重新产生拓扑图.LSA 产生子系统则根据 RUT 在拓扑图中的具体位置,为每个与 RUT 直接相连的节点产生特定的 LSA,并发送给相应的协议仿真子系统.在 IRES 中同时运行多个协议仿真子系统,每个协议仿真子系统仿真一个节点的路由行为,在实现路由协议交互的基础上,向 RUT 发送 LSA 产生子系统所仿真的 LSA.基于上述系统结构,下面着重分析系统设计和实现中的核心部分和难点,包括如何生成具有实际意义的层次化网络拓扑图、如何选取适当的节点作为 RUT、产生的链路状态信息的类型以及如何仿真拓扑结构的变化.

## 2 网络拓扑模型

### 2.1 Internet 拓扑结构分析

为了提高路由的可扩展性,目前,Internet 主要采用层次化的路由体系结构:首先将 Internet 分成多个自治系统 AS(autonomous system),AS 之间主要采用 BGP 路由协议<sup>[16]</sup>;AS 内部使用 OSPF 协议<sup>[13]</sup>或者 RIP 协议.RIP 协议应用在小型网络中.本文主要探讨 BGP 和 OSPF 路由协议对应的拓扑结构.对于采用 OSPF 协议的 AS,通常又划分成若干个区域(area),由主干(backbone)区域中的节点(主干节点)连接下层的各个区域.这样,Internet 被人为地划分成 3 层,即 AS、区域、节点.如图 2 所包含的自治系统 AS1 中有 5 个区域:A0~A4,其中 A0 为主干.

需要指出的是,BGP 和 OSPF 对网络的划分方式并不相同:对于 BGP 而言,每个节点属于一个 AS;而对于 OSPF 而言,路由器的每个端口属于一个区域.例如,图 2 中节点 *c* 属于 AS1;而如图 2 和图 3 所示,节点 *a* 连接节点 *b,c,d,e* 的 4 个接口 IF1,IF2,IF3,IF4 中,IF1 和 IF2 属于区域 A0,而 IF3 属于 A2,IF4 属于 A1,因此节点 *a* 并不属于某一个特定的区域,这样的节点称为区域边界路由器.

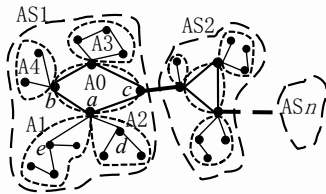


Fig.2 Internet topology architecture

图 2 Internet 拓扑结构

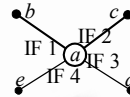


Fig.3 Area and interface

图 3 区域与接口

### 2.2 拓扑模型分析

由于不同的拓扑模型所生成的拓扑图不同,路由协议及算法的性能很可能依赖于所应用的拓扑结构.因此,为了仿真在真实网络环境下的路由特性,需要选取与 Internet 拓扑结构相同的拓扑模型.

目前常用的网络拓扑模型包括以下几种:(1) 简单规则的拓扑结构,如星型连接、环型连接、树型连接、网格结构等;(2) 众所周知的拓扑结构,如 ARPAnet,NFSnet,MCI 主干域等;(3) 随机生成的拓扑结构<sup>[17]</sup>.随着 Internet 不断自由发展,其结构与任何一种特定的结构都有了很大的差别.同时,为了模拟 Internet 的随机动态性,我们选用第 3 种类型,即随机拓扑模型.GT-ITM 是一个典型的随机拓扑图生成工具,它可以产生基于平面随机模型、N 层次模型和穿通-末端(transit-stub)TS 模型的随机拓扑图<sup>[18,19]</sup>.其中,如图 4 所示,TS 模型较能代表当前的 Internet 结构,因此我们选用这种模型.

图中每个深色椭圆代表一个穿通域(transit domain),每个浅色的圆圈代表一个末端域(stub domain),从而提供了层次化的 Internet 结构.该模型可设置如下参数:穿通域的数目  $T$ ;每个穿通域所包含穿通域节点的平均数目  $M1$ ;每个穿通域节点所连接末端域的平均数目  $K$ ;每个末端域所包含末端域节点的平均数目  $N2$ .这样,拓扑图所包含的节点总数为  $(T \times M1) \times (K \times N2 + 1)$ .当节点的度数不太大时,节点数与网络中的子网数目相当.

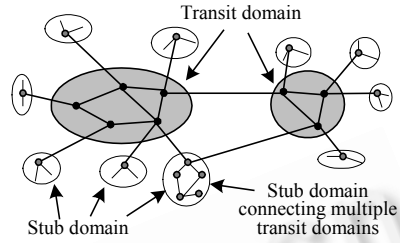


Fig.4 Transit-Stub topology model  
图 4 穿通-末端网络拓扑模型

该模型提供了一个具有 3 层结构的拓扑图,每一层本身采用平面随机图的参数进行控制,并且支持对穿通域、末端域的各种配置以及相互关系的控制,具有较强的模型和参数设置能力.由于按照不同的层次,Internet 拓扑结构可以分为多种.例如,从数据链路层来看,Internet 为平面结构;从 BGP 和 RIP 来看,Internet 为两层结构;而从 BGP 和 OSPF 来看,Internet 具有 3 层结构.因此,需要将上述 TS 模型对应到面向 BGP 和 OSPF 的 Internet 拓扑结构中,见表 1.通过这样的对应关系,并除去同时连接了多个穿通域的末端域,我们实现了 TS 模型到 Internet 拓扑结构的转换.

Table 1 Mapping transit-stub model to BGP-OSPF oriented internet topology  
表 1 TS 模型与 Internet 的对应关系

Transit-Stub model	BGP-OSPF oriented Internet topology
Whole network graph	Internet
A transit domain and all stub domains it connects	An autonomous system
Link which connects multiple transit domains	Link on which BGP interacts
Transit domain	OSPF backbone area
Stub domain	OSPF non-backbone area
Node connecting multiple transit domains	AS boundary router
Node in transit domain	OSPF area border router
Node in stub domain	Router within an OSPF non-backbone area
Link connecting two stub domains	OSPF virtual link

### 3 关键算法设计

#### 3.1 RUT选取

为了仿真 RUT 在 Internet 中的路由交互特性,必须根据 RUT 的实际使用方式来配置 IRES,包括 RUT 接口个数、每个接口在 Internet 中的地位(如所属区域)、IP 地址等.例如,要求 RUT 具有 4 个接口,并且主干区域中有两个接口、其他两个区域中各有一个接口,则可以选择图 2 和图 3 中的节点  $a$  为 RUT.这时,IRES 将同时运行 4 套协议仿真子系统,分别仿真节点  $b,c,d,e$  的路由行为,从而在路由层面上实现整个 Internet 的仿真.

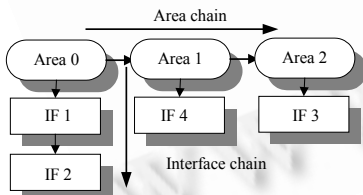


Fig.5 The data structure of multi-dimension ordered chain  
图 5 高维有序链表数据结构

在进行 RUT 选取时,我们采用如图 5 所示的高维有序链表数据结构.针对拓扑图中的某个节点  $N$ ,查看其所有的接口,并按照这个节点所连接的区域分类排序:将属于同一个区域的所有接口用链表连接起来,再将区域按照所拥有接口的多少来排序(主干区域排在首位),从而得到高维有序链表  $L_N$ .RUT 选取算法如图 6 所示.首先按照 RUT 的配置需求,计算高维有序链表  $L_{RUT}$ ;然后与拓扑图中每个节点的  $L_N$  比较,直到找到一个节点  $L_{RUT}$  与  $L_N$  匹配,即  $L_{RUT}$  与  $L_N$  所包含的区域数目相同,并且每个区域内的接口数目相同.函数  $CAL(N)$  的计算复杂度为  $O(I_f^2)$ ,RUT 选取算法总的复杂度为  $O(K \times I_f^2)$ ,其中  $K$  为拓扑图中节点的数目, $I_f$  为任一节点所具有的接口数目的最大值.由于通常拓扑图具有大量相似的节点,往往不需要遍历所有节点就可能找到适合 RUT 配置的节点,因此上述复杂度为最差情况(RUT 选取失败)的时间复杂度.

在选取适当的节点作为 RUT 之后,还需要为整个网络各个节点的接口配置 IP 地址.由于 OSPF 不使用 IP

地址聚集策略,因此为了简便起见,用户只需要配置 RUT 和 IRES 接口的 IP 地址,而仿真网络内部地址则自动生成.算法首先设置 RUT 及其相邻的接口 IP 地址,然后逐个检查每个节点,并设置该节点的接口以及所直接连接的对方接口的 IP 地址.为了节省地址空间以适应大规模仿真的需求,每条链路使用一个掩码为 255.255.255.252 的子网,链路的两个接口分别使用这个子网中的两个可用主机地址.

```

FUNCTION CAL(N)
1) FOR interface I of node N
2)   (Suppose I belongs to area A)
3)   IF A not exist in  $L_N$  THEN
4)     Create area structure A
5)     Insert A into  $L_N$ 
6)   Insert I into interface chain of A
7)   Interface number of A plus 1
8) Sorting  $L_N$ 
9) RETURN  $L_N$ 
FUNCTION RUT-SELECTION
1)  $L_{RUT}=CAL(RUT)$ 
2) FOR each node N in graph
3)    $L_N=CAL(N)$ 
4)   IF  $L_{RUT}$  matches  $L_N$  THEN
5)     RETURN N
6) RETURN selection failure

```

Fig.6 RUT selection algorithm

图 6 RUT 选取算法

### 3.2 拓扑变化模拟

在 Internet 的路由更新过程中,很多是由于网络拓扑的变化而产生的,例如网络设备和线路的故障、配置的变化以及 Internet 的增长等.因此,要动态地仿真 Internet 路由特性,必须考虑上述问题.本文作为初步的研究成果,目前还没有考虑配置的变化及 Internet 的增长,只研究了设备线路故障和修复的动态特性.

我们为网络设备和线路的故障建立了如下随机过程模型:(1) 用泊松过程(Poisson process)描述故障发生过程,在时间间隔  $T$  内有  $k$  个网络故障的概率为  $\frac{(\lambda_1 T)^k}{k!} e^{-\lambda_1 T}$ ,从而网络设备故障率为  $\lambda_1$ (个/单位时间);(2) 每个网络故障的恢复时间服从指数分布,概率密度函数为  $f(t) = \lambda_2 e^{-\lambda_2 t}$ ,从而平均恢复时间为  $\lambda_2$ (单位时间).这样,只要指定了故障率  $\lambda_1$  和平均恢复时间  $\lambda_2$ ,就可以实现动态模拟.此外,考虑到不同层次网络设备在性能和可靠性上的差异,我们根据拓扑结构的层次对节点和链路进行了分类,可分别配置不同的参数.

## 4 路由仿真系统的实现与应用

基于上述设计,清华大学成功地研制了分布式的 IRES 系统.该系统使用基于 Compact PCI 总线的分布式多处理机,选择分布式实时操作系统 VxWorks 作为开发平台.其主控板使用 Motorola MPC750 处理器,运行 OAM 子系统、拓扑生成子系统、RUT 选择子系统和 LSA 产生子系统.线卡使用 Motorola 860 处理器,主要运行协议仿真子系统,线卡使用 FPGA 实现了多种以太接网和广域网接口,包括千兆以太网接口、百兆以太网接口和 2M 同步接口.

使用所设计实现的 IRES 为试验床,我们对 CISCO2600 路由器进行了仿真实验,仿真了 CISCO2600 路由器在 Internet 中启动时的路由交互过程.假设在 RUT 启动时,网络中其他路由器交互状况良好,每个路由器具有相应的路由表和链路状态信息.仿真过程实现了整个网络与 RUT 之间的大规模高速 OSPF 路由交互.通过测量分析其交互特性,我们得到了 RUT 的 OSPF 实现的计算复杂度和容量支持上限.实验说明,IRES 很好地实现了系统设计目标.图 7 说明了仿真过程中链路状态广告(LSA)的应答延迟与仿真网络规模之间的关系. $Y$ 轴表示 IRES 系统发出一条 LSA 到收到其应答之间延迟的数学期望  $E(D)$ , $X$ 轴  $N$  为所仿真的网络规模,即子网个数.

首先对图 7 作定性分析.当规模  $N < 4000$  时, $Y = E(D) = F(N)$  为自变量  $N$  的递减函数.这说明,根据协议标准<sup>[13]</sup>,RUT 的 OSPF 实现在接收到链路状态信息以后,进行延迟应答(delayed acknowledge).在这种应答过程中,

当 RUT 接收到一个 LSA 时,并不立刻发送 Ack 分组应答,而是等待一定的时间间隔或是收到一定数量(应答门限)的 LSA 后,再产生一个应答报文确认这些 LSA,从而可以节省带宽、增加网络处理能力.但由于 LSA 的数量有限,交互过程的最后总有一部分尚未应答的 LSA 其数量没有达到 RUT 应答门限,因此 RUT 会处在等待状态,期望收到更多的 LSA,直到超时.这部分 LSA 的延迟较大,我们称这种由于延迟应答而导致延迟很大的 LSA 为处在等待状态的 LSA.而在这之前的 LSA 由于接收速度非常快,等待时间与 RUT 的处理时间相比可以忽略不计,因此可以认为这些 LSA 是没有等待延迟的.随着 LSA 的数目增大,处于等待状态的 LSA 在所有 LSA 中所占的比例不断减小,因此  $E(D)$  随着  $N$  的增加而减小.当  $N$  不断增大时,由于 RUT 不断进行链路状态数据库操作并计算最短路径树,同时计算规模又不断扩大,因此 RUT 处理器负荷和处理时间增大,表现为不能及时确认收到的 LSA,所以  $E(D)$  随  $N$  的增加而增加.

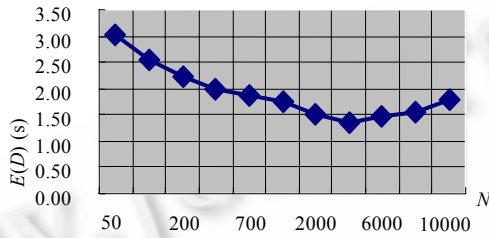


Fig.7 Relation between acknowledgment delay and network scale

图 7 应答延迟与网络规模的关系

下面采用统计模型来定量地分析图 7 的数据.由于  $N$  的变化范围较大,首先对  $N$  取对数,令横坐标  $X=\ln(N)$ ,纵坐标  $Y=E(D)$ ,然后使用最小二乘法在对数坐标图上拟合曲线,如图 8 所示.图中分别进行了二次、三次和四次曲线回归.可以看出,四次曲线回归较为逼近测试数据,说明 RUT 的可扩展性较高,能够较好地适应大规模网络环境,其性能  $E(D) \propto O((\ln N)^4)$ .该四次曲线方程为

$$E(D) = 0.0160(\ln x)^4 - 0.4082(\ln x)^3 + 3.8641(\ln x)^2 - 16.4158(\ln x) + 28.8157.$$

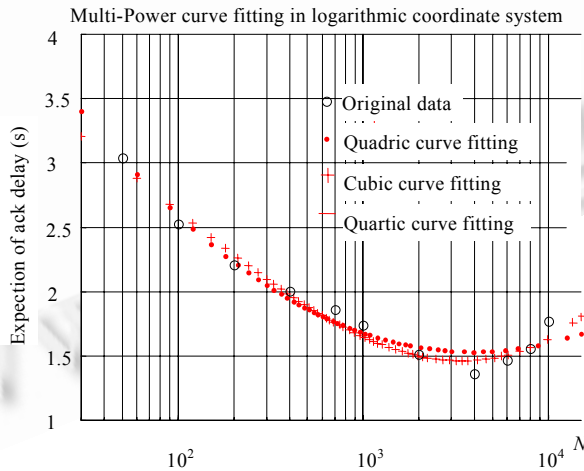


Fig.8 Multi-Power curve fitting

图 8 高次曲线回归

由上述经验公式外推,可以估算出当  $N$  为其他数值时 RUT 的 LSA 应答延迟的数学期望.例如,当  $N=43000$  时,  $E(D)=5.10s$ .由于协议标准规定,如果 5 秒内没有收到确认信息就重新发送更新分组,这时就会由于 RUT 的处理速度跟不上而导致大量的 LSA 重新传送.如果发生这种情况,不仅会浪费大量带宽,而且会对 RUT 造成严重的负担,导致 RUT 效率急剧下降甚至失效,因此可以认为这是 RUT 所能承受的路由表项数目的上限.

## 5 总结与下一步工作

随着 Internet 的不断发展,其网络规模不断扩大、上层路由协议不断发展更新,因此有必要在多种大规模网络下测试路由协议实现的运行特性.然而由于难以组建大规模仿真实验环境,严重地阻碍了测试的进行.本文提出了一种将路由协议实现与 Internet 拓扑生成相结合的思想,并设计和实现了 Internet 路由仿真系统 IRES.该系统能够仿真 Internet 并与一个实际的被测路由器交互路由分组,从而为测试路由协议的各种运行特性提供了试验床.本文首先分析了路由仿真的重要性,给出了 IRES 的总体结构,并着重研究了将 GT-ITM 网络拓扑模型<sup>[18]</sup>转换到面向 BGP-OSPF 的 Internet 拓扑结构的方法.接着阐述了 IRES 中的几个核心算法和难点,包括如何从拓扑图中选取适当的节点作为被测路由器以及使用随机模型仿真 Internet 路由的动态性.最后给出了 IRES 的应用实例,通过与 CISCO2600 路由器的互联,分析得到了被测系统 OSPF 协议实现的复杂度为  $O((\lg N)^4)$ ,并给出了其支持的网络规模上限.实验证明,这种路由仿真系统具有其他测试系统不可取代的重要作用.

进一步的工作包括,将 BGP 协议加入 IRES 系统,在拓扑结构中使用更为逼真的 IP 地址分配方案,以适应 BGP 路由聚集策略.此外,如何仿真实际环境下的路由延迟还需要更进一步地加以研究.

### References:

- [1] Floyd S, Paxson V. Difficulties in simulating the Internet. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2001,19(4):392~403.
- [2] Sidhu D, Fu T, Abdallah S, Nair R, Coltun R. Open shortest path first (OSPF) routing protocol simulation. *Computer Communication Review*, 1993,23(4):53~62.
- [3] Basu A, Riecke JG. Stability issues in OSPF routing. *Computer Communication Review*, 2001,31(4):225~236.
- [4] Alaettinoglu C, Shankar AU, Dussa Z/K, Ibrahim M. Design and implementation of MaRS: a routing testbed. *Internetworking: Research & Experience*, 1994,5(1):17~41.
- [5] Labovitz C, Ahuja A, Bose A, Jahanian F. Delayed Internet routing convergence. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2001,9(3): 293~306.
- [6] Bradford R, Simmonds R, Unger B. A parallel discrete event IP network emulator. In: Dujmovic JJ, ed. *Proceedings of the 8th International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS 2000)*. CA: IEEE Computer Society, 2000. 315~322.
- [7] Dupuy A, Schwartz J, Yemini Y, Bacon D. NEST: a network simulation and prototyping testbed. *ACM Communications*, 1990,33(10): 64~74.
- [8] Noble BD, Satyanarayanan M, Nguyen GT, Katz RH. Trace-Based mobile network emulation. *Computer Communication Review*, 1997,27(4):51~61.
- [9] Berkeley NS Research Group. 1999. <http://www-mash.cs.berkeley.edu/ns/ns.html>.
- [10] Breslau L, Estrin D, Fall K, Floyd S. Advances in network simulation. *IEEE Computer Magazine*, 2000,33(5):59~67.
- [11] OSPF Routing Protocol Emulation Software. 2001. <http://www.ixia.com/>.
- [12] Moy J. OSPF Version 2. IETF standards track. RFC2328, 1998.
- [13] Palmer CR, Steffan JG. Generating network topologies that obey power laws. In: Kero TEF, ed. *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference*. San Francisco, CA: IEEE Computer Society Press, 2000. 434~438.
- [14] Knuth D. *The Stanford GraphBase: a Platform for Combinatorial Computing*. Addison Wesley, 1994.
- [15] Rekhter Y, Li T. A border gateway protocol 4 (BGP-4). IETF Standards Track, RFC1771, 1995.
- [16] Zegura E, Calvert KL, Donahoo M. A quantitative comparison of graph-based models for Internet topology. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1997,5(6):770~83.
- [17] Zegura E, Calvert KL, Bhattacharjee S. How to model an internetwork. In: Sohraby K, ed. *Proceedings of the IEEE Infocom'96*. San Francisco, CA: IEEE Computer Society Press, 1996. 594~602.
- [18] Calvert KL, Doar MB, Zegura E. Modeling Internet topology. *IEEE Communications Magazine*, 1997,35(6):160~162.