

基于邻居节点度的互联网 AS 级路由模式

王旻旻^{1),3)} 毕军^{1),2),3)}

¹⁾(清华大学信息网络科学与网络空间研究院, 北京市 100084)

²⁾(清华大学计算机科学与技术系, 北京市 100084)

³⁾(清华信息技术国家实验室, 北京市 100084)

摘要 当今的互联网是一个连接了上万个自治系统(Autonomous Systems, AS)的复杂网络。BGP 协议用于自治系统之间交换路由信息。近年来由于连接到互联网的网络数量增加, 以及多宿主、流量工程技术, 互联网全球 BGP 路由表在快速膨胀。针对路由可扩展性问题, 有许多技术方案被提出, 但路由表缩减程度对于大规模互联网路由仍然有限。本文根据互联网域间 AS 拓扑的无尺度和小世界特性, 提出一种基于互联网域间 AS 拓扑的邻居节点局部信息的新颖路由模式, 可以利用局部信息在有限的跳数内从源节点找到到达目的节点的路径。它利用选定的路标节点把网络划分为多个簇。簇内使用最短路径路由。在簇之间, 路标节点使用邻居节点度信息寻找到目标的路径。由于簇内和跨越簇的路由只使用局部路由信息来完成, 从而核心节点路由表大小可以被大幅度缩减。通过使用互联网路由数据的实例分析, 我们发现路由表可以减少到原路由表的 10% 以下, 95% 节点的路由表大小可以减少到 1% 以下。路标上两点之间的平均 AS 路径长度是 2.898, 非常接近平均最短路径长度。该路由模式可以在一定条件下用于互联网或者其他类似互联网的无尺度网络中, 减少网络核心节点中的全局路由表大小。

关键词 互联网拓扑; 互联网路由; 路由可扩展性; 复杂网络; 随机行走

中图法分类号 TP393

An AS-level Internet routing scheme based on neighboring AS node degree

WANG Yang-yang^{1),3)} BI Jun^{1),2),3)}

¹⁾(Institute for Network Sciences and Cyberspace, Tsinghua University, Beijing 100084)

²⁾(Department of Computer Science, Tsinghua University, Beijing 100084)*中国不写国家名*

³⁾(Tsinghua National Laboratory for Information Science and Technology (TNList), Tsinghua University, Beijing 100084)

Abstract Today's Internet is a complicated network connecting ten thousands of autonomous systems (ASes). Border Gateway Protocol (BGP) is used to exchange routing information among these ASes. In recent years, the global BGP routing table size is growing fast due to the increasing number of networks connected to the Internet, multi-homing, and traffic engineering technologies, etc. Many solutions have been proposed for improving Internet routing scalability, but their effects of routing table reduction are still limited for large-scale Internet routing. In this paper, we present a new routing scheme that is based on the local information of neighboring nodes on the Internet AS topology. It divides the network into multiple clusters using selected landmark nodes. Shortest path routing is used in a cluster. Among these clusters, the landmarks use the neighboring nodes information to find the path to target. Because the routing in a cluster and across clusters is achieved by using local routing information, the routing table size can be reduced significantly. By the case analysis using real routing tables, we find that the routing table size can be reduced to less than 10% of original routing table size, and the routing table size of 95% nodes can be reduced to less than 1%. And the average AS path length between

本课题得到国家高技术研究发展计划(863计划)(No.2013AA013505) 和国家自然科学基金(No.61472213)资助。王旻旻, 男, 1979年生, 博士后, 主要研究领域为计算机网络体系结构、互联网测量, E-mail: wangyy@cernet.edu.cn。毕军 (通讯作者), 男, 1972年生, 博士, 研究员, 计算机学会(CCF)会员, 主要研究领域为计算机网络体系结构和协议、未来互联网, E-mail: junbi@tsinghua.edu.cn。

a pair of landmarks is 2.898 that is very close to the average length of shortest paths. This routing scheme can be applied in the Internet or other Internet-like scale-free networks under some conditions to reduce the routing table size in the network core nodes.

Key words Internet topology; Internet routing; routing scalability; complex networks, random walk

1 引言

当今互联网是由大量的自治系统(Autonomous Systems, AS)组成的复杂网络。自治系统边界路由器运行 BGP (Border Gateway Protocol) 协议来交换路由可达信息。近年来, 互联网显示出路由可扩展性问题。位于 DFZ (Default Free Zone) 区域的全局 BGP 路由表条目快速增长, 这将会增加高性能路由转发设备的内存空间、计算查找开销和能耗。路由可扩展性问题已经受到学术界和工业界团体的广泛关注。在 IPv4 地址耗尽, 未来互联网采用大地址空间的 IPv6 技术的背景下, 路由可扩展性问题成为未来互联网面临的挑战之一。虽然有许多新的路由结构和方法被提出, 没有取得一致的定论, 该问题仍然是一个开放问题。

提高路由可扩展性的途径之一是使用 AS 编号, 在 AS 粒度上进行路由。已有相关工作[1][2][3]主要思想是在 AS 内部采用基于 IP 地址前缀粒度的路由, 而在 AS 之间采用基于 AS 编号的 AS 粒度路由。相比于 IP 地址前缀数量, AS 数量少很多。AS 级路由表条目最大级别正比于 AS 的数量。然而互联网 AS 的数量也在不断增长, 现在 16 比特的 AS 编号即将分配完毕, 32 比特的 AS 编号在 2007 年已经开始启用[4]; 另外 AS 编号不是根据拓扑结构分配的, 其拓扑聚合性比 IP 地址空间差。因此, 如果使用 AS 粒度的路由, 含有巨大数量 AS 节点的未来互联网仍然会面临路由可扩展性问题。

在本文中, 我们探索了一种新的路由模式。它利用互联网 AS 级拓扑中的无尺度 (Scale-free) 特性。与已有的工作不同, 它的转发节点并不使用全局路由信息。网络核心节点使用邻居 AS 节点度作为启发信息来路由。这样许多存储的路由表条目可以得到显著的缩小。使用真实的 AS 拓扑数据进行分析, 结果显示路由表条目可以减少到全局路由表的 10% 以下。该路由模式可能造成路径延展, 但是路径最大长度可以控制在给定的范围内, 平均路径长度非常小, 实例分析结果可以达到 2.898, 接近最短路径路由的平均路径长度 2.547。该路由模式

的缺点是流量会集中在少量核心交换节点上, 会增加这些节点的负载, 我们讨论了分散流量的方法, 以及其他一些该路由模式实际中部署应用的问题。本文提出的方案可以用在互联网以及其他具有无尺度特征的大规模网络, 减少全局路由表大小。

本文结构组织如下: 第 2 节介绍相关研究工作, 第 3 节我们简要描述了无尺度网络上的路径发现策略, 这是后续路由模式描述需要的基础背景。然后在第 4 节和第 5 节分别介绍了新路由模式, 以及它的评价。在第 6 节讨论了该路由模式在互联网中实际部署的可能性。最后一节是总结以及未来工作。

2 相关工作

目前提高路由可扩展性的方案可以分为两大类, 一类是革新式路线。该类研究认为互联网路由中存在的许多问题, 包括可扩展性问题, 是当前互联网结构上的缺陷。需要对当前互联网结构进行重大革新, 从根本上解决问题。该类方案比较典型的有“核心边缘分离”和“核心边缘消除”两类[5], 前者是把互联网边缘网络地址空间与核心穿越服务提供商网络地址空间隔断, 从而减少核心网络中的路由表。具体方案有 LISP [6], eFIT [7]等。后者方案中多宿主的边缘网络可以从不同的上游提供者网络地址前缀中分配得到地址子前缀, 这样边缘网络的地址前缀可以在相应的提供者网络中被聚合, 从而不传播到核心网络的路由表。边缘网络中的一个主机可以拥有多个对应于不同的提供者前缀的 IP 地址, 这个 IP 地址被称作位置标识符 (locator)。可以选择其中一个 IP 地址或者用其他名字空间中的唯一名字作为该主机的标识符 (identifier), 所以该类方案也成为 ID/Locator 分离。具体方案有 Shim6 [8], ILNP [9]等。

另一部分研究采用演进式路线。这些工作寻求在当前互联网路由结构下的解决方案, 通常改动很小或者不需要路由结构的改动。最直接的方案是通过路由聚合减小路由转发表 (FIB, Forwarding Information Base) [10][11], 但是不能减小全局路由

表。虚拟聚合 (VA, virtual aggregation) [12] 可以在一个 AS 内把全局路由表和转发表分为若干较小的部分, 分散到 AS 内各个路由器。VA 本质可以看成路由表和转发表在 AS 内的分布式存储, 但 AS 内仍需保存完整的全局路由表, 有研究讨论[13]论了从单个 AS 部署 VA 到形成整个互联网核心边缘网络分离的演进路线。

基于 AS 的路由模式属于革新式路线。AS 编号被添加在数据报文头部, 用来匹配路由表中目的 AS 表项。有关研究有 HLP[1], 它根据 AS 之间 Provider-Customer 连接关系把互联网 AS 拓扑划分为层次树。树中 AS 之间使用链路状态路由协议, 树根之间使用路径矢量协议。局部路由变化收敛过程被局限在层次树内, 不会扩散到根部所属的互联网核心穿越区域。紧致路由 (compact routing) 探索抽象图上的路由模式和最小路由表的理论界限, 其中一些结果是研究具有无尺度特性互联网 AS 拓扑上的路由[14][15]。但是这些研究成果主要是静态图上, 与应用在互联网中还有很大距离。文献[2]设计的方案使用 AS 编号作为路由查找的目标 Locator, 源和目的标识是字符串名字, 而不是 IP 地址。在文献[3]提出的 AS 粒度路由方案中, 数据报文头部格式的固定部分包含了源和目的 IP 地址以及 AS 编号, 可变部分则是用于 AS 内部路由的 IP 地址。这些方案都是用全局 AS 路由表实现互联网 AS 之间的路由。虽然使用 AS 号路由的路由表大小比现在使用 IP 地址前缀的路由表大小有所减小, 但是核心节点路由表中仍然要保存全部 AS 节点的可达信息。文献[16]检查了互联网 AS 和 Web 等无尺度图上使用局部信息策略的路径发现的性能, 结果发现, 去掉路径中的循环 (self-crossing loops), 基于最大度优先策略路径发现的平均路径长度与网络节点数量成对数关系, 和平均最短路径长度的数量级相近。受到该研究启发, 本文探索了基于节点度局部信息的 AS 拓扑上的路由模式。它使用选定的路标节点把网络划分为多个簇。簇内使用最短路径路由, 路由信息只局限于簇内所有节点。在簇之间, 路标节点使用邻居节点度信息寻找到的路径, 而不需要知道所有路标节点的可达信息。由于簇内和跨越簇的路由都是只使用局部路由信息来完成, 从而核心节点路由表大小可以被大幅度缩减。

3 使用局部信息的路径发现策略

在网络中, 最短路径路由需要知道全局的拓扑信息并且计算和保存全局的路由信息。文献[16]在无尺度复杂网络上研究了如下 3 种基于局部信息的路径发现策略,

1) **完全随机**: 从当前节点的邻居中随机选择一个节点作为转发下一跳, 直到有一个邻居是目的节点, 这时直接转发到目的节点。每个节点只需知道它的邻居身份信息, 用来判断邻居是否是目标节点。

2) **最大度优先**: 每一步优先选择最大度的邻居节点转发, 直到邻居中发现目的节点。这里每个节点不仅要知道邻居有谁, 还要知道邻居的节点度。

3) **基于度的概率偏好**: 以一定概率从邻居中选择一个作为下一跳, 度越大的邻居被选择的概率越大。和 2) 一样, 这里每个节点要知道邻居身份及其节点度信息。

文献[16]中的实验结果发现, 和最短路径类似, 最大度优先策略得到的平均路径长度随网络大小成对数增长, 另外文献[17]在一个含有 10000 个节点的, 幂律指数 $\gamma = 2.1$ 的无尺度网络上模拟了最大度优先策略, 发现在开始的 10 步, 50% 的网络节点可以被发现, 这里“发现”是指该节点被经过或者是邻居。但是发现余下的节点却需要花大量步骤。我们的实验结果显示可以超过上万步。

4 路由模式

本节将介绍本文提出的新型路由模式。它是一种基于路标核心的路径发现方法。

4.1 基于路标核心的路由

在本节, 我们提出新的路由模式。假设 $G = (V, E)$ 表示一个连通图, 节点集合是 V , 边的集合是 E 。在这个图中一部分节点被标记为路标 (landmark), 其余的非路标节点将依附到一个或者多个路标, 来获得全局可达性。一个路标和附属的非路标节点需要是一个连通子图, 构成一个簇 (cluster)。每个簇内的节点可以使用距离向量或者链路状态路由协议生成路由表, 知道如何通过最短路径到同簇中其他节点。所有的路标节点也需要能构成一个连通子图。每个路标节点不仅有到它的簇中所有节点的路

由，还知道邻居路标节点的标识和节点度。一个路标节点不需要和其他路标交换内部路由信息。

图 1 显示了路由结构的例子。源节点 S 发送数据包到目的节点 D 的过程如下。如果它们在同簇内，它们可以通过最短路径路由到达对方。如果它们位于不同的簇，数据包首先被转发到该簇依附的路标 L_X ，然后 L_X 通过查询映射系统（类似 LISP 中的映射系统）得到目的节点 D 所依附的路标，从中选取一个作为目的的路标，比如这里是 L_Y 。随后数据包头部封装路标 L_X 和 L_Y 。通过基于邻居信息的路由策略，数据包被转发到 L_Y 。当到达 L_Y 后，数据包解封移除源和目的的路标，在簇内被转发到目的节点 D。

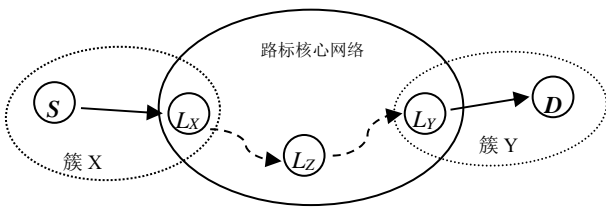


图 1 路由模式示例

在路标组成的连通图上，我们采用**最大度优先策略**寻找路径。在这个过程中，图中的每条边被看做有向的（在后面图 2 的实验中其他两种策略也是看做有向边）。路标 v 不能转发数据包到路标 u ，如果在前面步骤中从 v 到 u 已经被经过一次。也就是说有向边 $\langle v, u \rangle$ 在前面步骤中已经被穿越一次，则该边不能被 v 选择，但是如果之前 $\langle u, v \rangle$ 没有被穿越过， $\langle u, v \rangle$ 可以被 u 选择。

4.2 路标的选择

对于给定的网络，本文提出的方案在最开始时需要确定网络中的路标节点，选出路标节点之后，剩余的非路标节点作为附属节点，根据最短路径距离分配到最近的路标来构建簇。如何选择合适的路标，使之可以构成连通子图，并且图内的任意两个路标之间的路由可以在给定的有限步骤内完成，是非常重要的。我们这里给出了一个初步的方法。

定义 1. 在给定的路径发现策略下，一个节点 i 的 k -覆盖定义为从节点 i 出发，经过 k 步，每步在节点间移动一跳距离，所经过的节点及其邻居节点的集合。该集合记作 C_i^k 。比如节点 i 的 0-覆盖是包括节点 i 和它的邻居节点的集合。假如移动一步后，

到达节点 j ，则节点 j 和它的邻居，加上 0-覆盖中的节点构成了 1-覆盖。

定理 1. 设图 G 的点集是 V 。在给定的路径发现策略下， C_i^k 是节点 i 的 k -覆盖，集合 $C_V^k = \bigcap_{i \in V} C_i^k, k = 0, 1, 2, \dots$ ，则 C_V^k 中的任意两点之间的路由都可以在 $k+1$ 步之内完成。（注意，从节点 i 到 j 可以在 $k+1$ 步内完成，未必从 j 到 i 也可以做到。这里两点 i 和 j 之间的路由是指从 i 到 j 和从 j 到 i 都可以在 $k+1$ 步内完成。）

证明. 该定理的证明很简单，根据集合 C_V^k 的定义，该集合中的任意两点 i 和 j 互相都必然在对方的 k -覆盖内，从其中一点出发最多经过 $k+1$ 步可以到达另一点。

证毕.

定理 2. 集合 C_V^k 是满足条件“任意两点之间的路由在给定步骤 $k+1$ 内完成的”的最大下界。

证明. 如果一个节点 i 与 C_V^k 中的每个节点之间的路由都能满足该条件，则对于 C_V^k 中的每个节点 u ， i 都在 u 的 k -覆盖中，所以 i 必然在 C_V^k 中。没有满足该条件但是不在 C_V^k 中的节点。所以 C_V^k 是该条件的最大下界。

证毕.

在下面实验中将选择集合 C_V^k 中的所有节点作为路标。

5 实验评价

我们采集的互联网 AS 级拓扑数据是从[18]中描述的 BGP 数据源 Route Views¹和 RIPE RIS²获得的。我们下载了 2010 年 4 月 22 日的 BGP 路由表数据，每个采集点下载一个快照文件。然后从每个文件中提取 AS 边，并且把所有的边合并在一起作为实验中使用的互联网 AS 级拓扑数据。已知互联网 AS 级拓扑具有无尺度特性[19]。我们的数据中包含 34460 个节点和 97312 条边。

5.1 路标集合的大小

我们模拟了第 3 节中描述的三种策略。图 2 显示了 k 覆盖集合的大小随步骤数 k 增长的累积分

¹ The University's Route Views project, <http://www.routeviews.org> 2010

² Routing Information Service (RIS), <https://www.ripe.net/analyse/internet-measurements/routing-information-service-ris>

布。它是 10 次结果的平均，每次从随机选择的不同点出发。图中右下角是开始一部分结果的放大。可以发现在开始的 60 步内，最大度优先策略覆盖的节点比其他两种策略的要多。然而，经过很多步骤之后，随机策略可以比其他两种策略覆盖更多的节点。这个结果表明，最大度优先策略能够在开始较少的步骤内发现数量可观的节点。大约 25% 的节点可以在前 10 步内被发现。

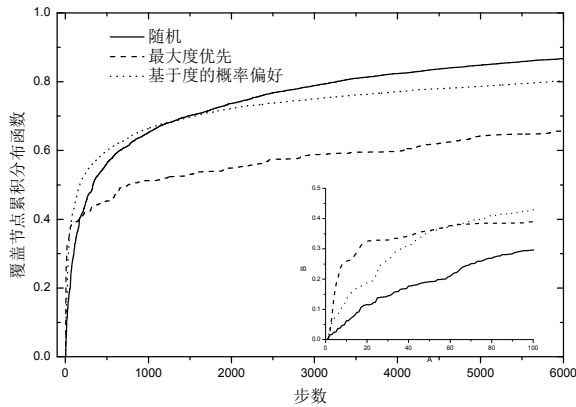


图 2 三种路由策略覆盖的节点的累积分布，图中右下角为图前 100 步的覆盖节点累积分布情况

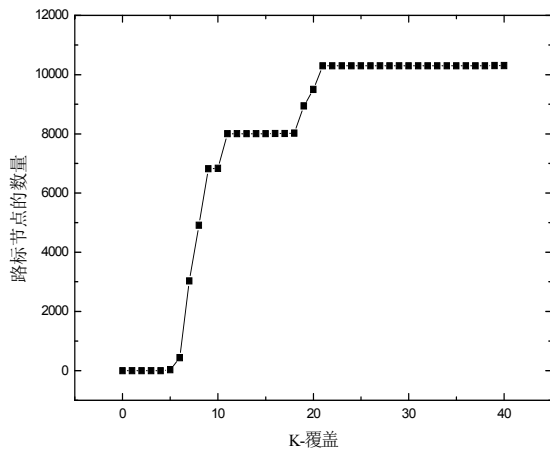


图 3 满足 k 约束的路标节点数量

采用第 4 节中的方法，我们计算了路标的数量，以及在这些路标上使用最大度优先策略发现的平均路径长度，随着步骤 k 增长的变化。结果显示在图 3 中。假设路径长度 11 是一个所有路标节点对之间的路由路径的可以接受的最大长度，则我们可以设 $k=10$ ，这样有 6835 个节点可以被选作路标节点。这是一个可观的数量。我们在后面的实例评价中使用这些路标。图 4 的结果显示出平均路径长度随着 k 增长而缓慢增加。

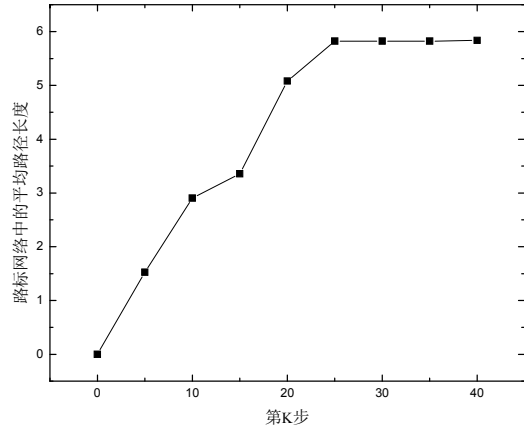


图 4 路标节点网络的平均路径长度随 k 增长的变化

5.2 路由表大小

在最短路径路由中，通常每个节点保存有全局路由表，每条路由记录了如何通过最短路径到达其他节点。如果在 AS 粒度上路由，路由表项最多是拓扑中其他所有节点的数量（这里的实验就是 34459 个节点）。在我们的路由机制中，一个路标节点保存有到簇内其他所有节点的路由，以及邻居路标节点的标识和节点度。一个非路标节点只有到相同簇内其他节点的路由。如果一个非路标节点属于多个簇，它将包含到所有这些簇内的节点的路由。在我们的分析中，我们假设每个非路标节点选择一个最近的（即跳数最短的）路标来依附。如果有两个或者多个最近的路标，可以根据节点度来做裁决，例如，选择节点度最小的路标，或者节点度最大的路标。如果节点度相同，则任意选择其中一个。

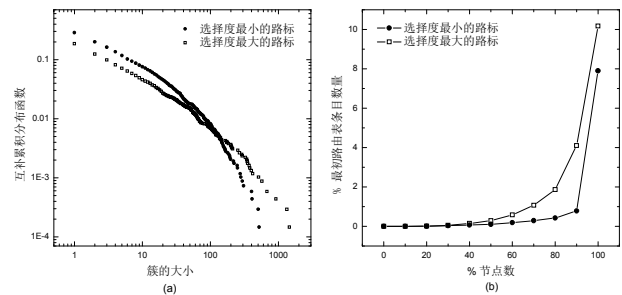


图 5 (a) 簇大小分布；(b) 路由表大小分布

图 5(a) 显示了簇尺寸的互补累积分布函数 (CCDF, Complementary Cumulative Distribution Function)，其中包含了选择节点度最小的路标和度最大的路标两种结果。我们用当前路由表和最大路由表（即 34459）的比率表示路由表缩减的程度。

图 5(b)显示了比率的累积分布。可以看到在选择最小度路标的情况下，每个节点的路由表项数量和最大路由表项的比率小于 10%，并且 90%的节点的比率小于 4%。而选择最小度路标可以得到更小的比率。所有节点的比率都小于 8%，并且 95%都小于 1%。这是由于选择最小度路标，所有节点可以更均匀地分散在路标之间。

5.3 路径长度及节点故障的影响

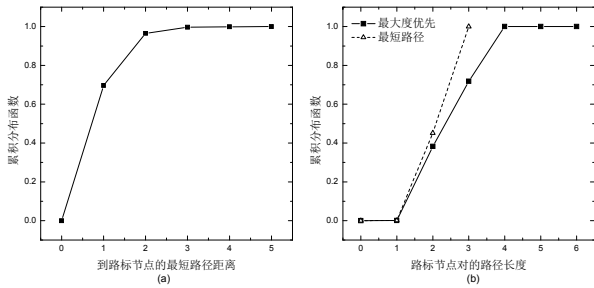


图 6 (a) 簇内非路标和路标的最短距离; (b) 路标网络内最大度优先和最短路径的长度分布

如果源节点和目的节点都是非路标节点，在源和目的之间的路由的过程包括三个阶段：通过最短路径从源到一个路标，然后通过最大度优先策略转发到另外一个路标，最后再经过最短路径从路标转发到目的节点。图 6 (a) 和图 6 (b) 分别显示了在同簇内非路标节点到路标节点的最短距离的累积分布，和最大度优先策略的路径长度的累积分布。根据图 6 可以看到在整个图上，两点之间的路由路径长度的最大上限是 $5+6+5=16$ 。另外图 6 同时也显示了路标网络中的最短路径长度的长度分布。最大度优先的平均路径长度和最短路径平均长度分别是 2.898 和 2.547。而非路标到路标节点的平均距离只有 1.344。然而，在最大度优先策略下，路由路径高度依赖于少数节点度比较大的节点。为了明白依赖程度有多大，我们计算了穿越每个路标节点的最大度优先路径的数量（也即节点的介数）。结果显示所有路径只穿越了 4 个高节点度的路标。这会加重这些节点的流量负载，相比之下最短路径路由则不会出现这种情况。我们在第 6 节中讨论如何避免流量过分集中在这些节点上。

另外一个问题是，实际中的互联网拓扑是动态的。设备和链路的故障和恢复，网络升级等都会引起互联网拓扑中节点和链路的增加和移除。我们通过模拟有目标的攻击和随机故障，测试了节点失效对路由路径的影响。这里的攻击是逐渐从图中删除

度最高的节点。图 7(a)显示出移走 20 个节点的结果，虽然平均最短路径长度在攻击过程中快速增加，但是最大度优先策略的平均路径长度有巨大的增长。图 7(b)显示了随机失效（随机删除节点）的结果。可以看出随机失效对最短路径和最大度优先策略的影响都很小，基本可以忽略。这个结果反映出复杂网络的失效容忍度和攻击脆弱性[20]。

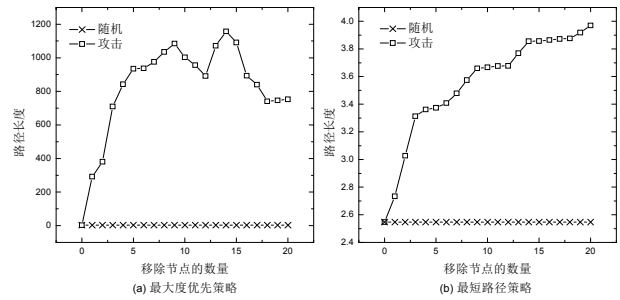


图 7 攻击和随机失效的影响: (a) 最大度优先策略; (b) 最短路径策略

6 讨论

前面介绍的路由模式比较抽象，实际中部署还需要考虑如下问题。

1) 部署路标节点选择服务。可以利用已有的互联网监测设施采集互联网 AS 级拓扑，部署服务器集中式计算选择路标 AS 节点。相应的 AS 可以去查询服务器，确定作为路标节点还是非路标节点。并且路标节点把它和依附于它的非路标节点之间的映射信息告诉给全局映射系统。

2) 避免流量过度集中在少数节点上。这里可以改进最大度优先策略。选择下一跳的时候，如果其中一步发现转发到最大度节点的流量过多，可以选择次优（度数排在第二位第三位的）节点作为下一跳，后面继续使用最大度优先策略（以保证在有限步骤内到达目的节点）。可以称为“带有偏移的最大度优先策略”。我们试验了带有一步偏移的最大度优先，结果发现承载流量转发的中间节点有 522 个，比集中在 4 个节点要提高许多。但是平均路径长度增长到 3.482。如果希望提高流量分散程度，可以增加偏移的步数，路径长度也会随之增加，但是这样能控制在有限步骤内到达目的。

3) 高度数节点失效。虽然实验表明高度数节点的失效会给路由性能带来很大影响，但是实际中为数不多的高度数 AS 节点都是互联网顶级或者高

层运营商, 这种整个 AS 失效的故障会很少发生。

7 总结和未来工作

在本文中, 我们探索了一种新的路由模式, 它可以基于局部的路由信息和节点信息找到可行的路径。它在路标组成的核心网络运行最大度优先策略的路由, 在路标所属的簇内部运行最短路径路由。它需要一个映射系统提供从路标到非路标节点的映射信息。通过对实际拓扑信息的实例分析, 我们发现穿越路标核心网络的两点之间的路径比最短路径有所延展, 但是平均 AS 级路径长度只有 2.898, 比较接近最短路径。而路由表尺寸至少可以缩减到全局路由表的 8%~10% 以下, 甚至大部分可以达到 1% 以下。高度数的节点的失效会造成路径长度剧烈增加。但是随机失效对路径长度影响很小, 这增加了在实际应用的可能性。但是在实际中部署, 还有一些问题需要解决。这将在未来的工作中讨论。

致谢 本研究获得国家高技术研究发展计划(863 计划)(No.2013AA013505) 和国家自然科学基金(No.61472213)的资助。

参考文献

- [1] Subramanian L, Caesar M, Cheng T E, et al. HLP: a next generation inter-domain routing protocol [C]// Proceedings of the ACM SIGCOMM 2005 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. Philadelphia, PA, USA: ACM Press, 2005: 13-24.
- [2] Shue C A, Gupta M. An Internet without the Internet protocol [J]. *Computer Networks*, 2010, 54(18): 3232-3245
- [3] Winter R. Two steps towards practical compact routing [C]// Proceedings of the 21st International Teletraffic Congress. Paris, France: IEEE Press, 2009: 1-8.
- [4] RFC 4893. BGP Support for Four-octet AS Number Space [S]. IETF Network Working Group, 2007.
- [5] Jen D, Michael M, He Y, et al. Towards a new Internet routing architecture: arguments for separating edges from transit core [C]// Proceedings of the 7th ACM Workshop on Hot Topics in Networks. Calgary, Alberta, Canada: ACM Press, 2008.
- [6] Jakab L, Cabellos-Aparicio A, Coras F, et al. LISP-TREE: a DNS hierarchy to support the LISP mapping system [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, 2010, 28(8):1332-1343.
- [7] Zhang L X. eFIT Project [EB/OL]. [2012-02-22]. <http://irl.cs.ucla.edu/efit/index.html>.
- [8] Barré S, Ronan J, Bonaventure O. Implementation and evaluation of the Shim6 protocol in the Linux kernel [J]. *Computer Communications (COMCOM)*, 2011, 34(14):1685-1695.
- [9] Atkinson R J, Bhatti S N, Hailes S. Evolving the Internet architecture through naming [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communication (JSAC)*, 2010, 28(8): 1319-1325.
- [10] Draves R, King C, Srinivasan V, et al. Constructing optimal IP routing tables [C]// Proceedings of the 8th IEEE International Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM). New York, NY, USA: IEEE Press, 1999: 88-97
- [11] Zhao X, Liu Y Q, Wang L, et al. On the aggregatability of router forwarding tables [C]// Proceedings of the 29th IEEE International Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM). San Diego, CA, USA: IEEE Press, 2010: 848-856
- [12] Ballani H, Francis P, Cao T, et al. Making routers last longer with ViAggre [C]// Proceedings of the 6th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI). Boston, MA, USA: USENIX Association, 2009: 453-466
- [13] Khare V, Jen D, Zhao X, et al. Towards global routing scalability [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, 2010, 28(8): 1363-1375.
- [14] Krioukov D V, Claffy K C, Fall K R, et al. On compact routing for the Internet [J]. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review (CCR)*, 2007, 37(3): 41-52.
- [15] Papadopoulos F, Krioukov D, Boguñá M, et al. Greedy forwarding in scale-free networks embedded in hyperbolic metric spaces [J]. *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review*, 2009, 37(2): 15--17.
- [16] Kim B J, Yoon C N, Han S K, et al. Path finding strategies in scale-free networks [J]. *Physical Review E*, 2002, 65(2): 027103-1-027103-4
- [17] Adamic L A, Lukose R M, Puniyani A R, et al. Search in power-law networks [J]. *Physical Review E*, 2001, 64(4): 046135-1-046135-8
- [18] Mahadevan P, Krioukov D V, Fomenkov M, et al. The internet AS-level topology: three data sources and one definitive metric [J]. *Computer Communication Review*, 2006, 36(1):17-26.
- [19] Siganos G, Faloutsos M, Faloutsos P, et al. Power laws and the AS-level internet topology [J]. *IEEE/ACM Transaction on Networking (TON)*, 2003, 11(4): 514-524.
- [20] Albert R, Jeong H, Barabási A. Error and attack tolerance of complex networks [J]. *Nature*, 2000, 406: 387-482.