

基于区域的可控路由模型

曹生林¹ 马 旭²

(宁夏师范学院计算机中心 固原 756000)¹ (宁夏师范学院数学与计算机科学学院 固原 756000)²

摘要 当前的域间路由协议 BGP 全局敏感性极高且收敛慢。为了解决该问题,提出了基于区域的路由模型 ZCR。在 ZCR 中,将同属于同一政治经济组织的 AS 划分为一个区域,在区域内采用连接向量路由协议,区域间以区域为单位部署路径向量协议。ZCR 能够将网络事件控制在区域内,在支持路由策略的同时降低网络的全局敏感性,提高网络的收敛速度。并且 ZCR 可以在 Internet 中递增部署,以便逐步对当前网络进行升级改造。AS 级别的实验结果显示了 ZCR 的有效性。

关键词 路由,区域,收敛

中图分类号 TP301 文献标识码 A

Zone-based Controllable Routing Model

CAO Sheng-lin¹ MA Xu²

(Computer Center, Ningxia Teachers' University, Guyuan 756000, China)¹

(School of Mathematics and Computer Science, Ningxia Teachers' University, Guyuan 756000, China)²

Abstract As the defacto interdomain routing protocol, BGP has high sensitivity and is slow to reach convergence. To improve the controllability of routing, a zone-based controllable routing model (ZCR) was proposed in this paper. In ZCR, ASes needed to be controlled can be organized to a zone where the link vector routing protocol is employed inside the zone and path vector protocol is taken between zones. ZCR can support routing policies, improve the convergence speed and reduce the load of routing. Moreover, ZCR can be deployed incrementally in the network. Experiment results show that ZCR is effective.

Keywords Routing, Zone, Convergence

当前事实的域间路由标准 BGP 采用转发路径的方式来保证协议具备较好的可扩展性,但是其全局敏感性极高,其中微小的局部事件可能带来大规模的全局影响,甚至可能导致网络长达数小时的振荡与抖动^[1],收敛时间极长。为了解决该问题,本文提出了基于区域的可控路由模型 ZCR (zone-based controllable routing model)。有别于 OSPF 中“区域”的概念,我们采用“区域”表示某些相连 AS 的集合。在 ZCR 中,将网络中的 AS 划分为区域,在区域内采用连接向量路由协议,区域间以区域为单位采用路径向量协议。由于采用了基于区域的路由方式,ZCR 将部分网络事件的影响限制在域内,降低了路由的全局敏感性。为了简单起见,在以下的讨论中,我们采用节点表示网络中的 AS。

本文第 2 节为相关工作;第 3 节阐述了可控的域间路由模型;第 4 节为实验以及结果分析;最后总结全文并提出未来工作。

1 相关工作

当前降低路由敏感性、提高收敛速度的研究主要包括构建新的路由体系以及对 BGP 协议进行改进两个方面。

在构建新的路由体系方面,HLP^[2]提出了根据网络的经济关系将 Internet 分为两层,顶层运行路径向量协议,底层使用链路状态协议。HLP 提高了网络的收敛速度,降低了路由的全局敏感性,能够将部分网络事件的规模控制在比 BGP 小 100 倍。然而,HLP 只能表示部分网络策略,表达能力不够。为了增强端节点对路由过程的控制性,在文献[3]中,Xin Zhang 等人提出了支持策略的连接向量协议 Centaur, Centaur 提出在支持网络策略的前提下通过通告连接的方式提高网络的收敛速度。Centaur 能够提高网络的收敛速度,降低路由的负载,提供每条连接的路由控制方式。然而,所有的新的路由体系都面临一个重要的问题:由于各组织、实体对提高路由可控性的要求不同,要求所有的实体都同时更新到某种新的协议是一种不切实际的方法,只有那些对路由控制性需求强烈的国家或组织愿意采用新的路由体系,网络中的其他节点并不一定愿意部署,限制了其可行性。

为了对 BGP 协议进行改进以提高其可控性,文献[4]提出了通过 RCN (root cause notification) 的方式向全网通告路由变更的根本原因,以将无效路径从网络中快速删除,提升网络的收敛速度。然而,RCN 的实现较为复杂,需要对 BGP 协

到稿日期:2012-10-16 返修日期:2012-10-16 本文受宁夏自然科学基金项目(NZ12228),宁夏师范学院校级重点项目(ZD2010005)资助。

曹生林(1976),男,硕士,讲师,主要研究方向为计算机网络管理、下一代网络体系结构;马旭(1971-),男,教授,主要研究方向为计算机软件与理论、计算教学。

议进行较大改动,无法实现递增部署。为了保证路由在失效时有序地收敛,consensus routing 提出在决策后立即调整路由表,等待所有上游节点都调整后再调整路由表的方式^[1]。Consensus routing 能够提高 BGP 在失效情况下的可控性,保证网络的有序收敛,然而其无法提供更多的控制手段。

2 基于区域的可控路由模型

鉴于 Internet 路由一般都具有某些地域特性^[5],比如,某些 AS 同属于一个政治经济组织等,我们采用如下思路降低路由的全局敏感性:根据需要对网络中的 AS 进行划分,将同属于一个政治或经济组织的 AS 组成一个区域,在区域内采用支持策略的连接向量路由协议,区域间仍然使用传统的 BGP 协议,该路由模型被称为基于区域的路由模型 ZCR (Zone-based Controllable Routing model)。连接向量路由协议具备快速的全网收敛能力,一旦区域内发生状况,网络连接信息能够被快速发送至全区域,保证了区域内路由的快速收敛。图 1 给出了 ZCR 的示意图。

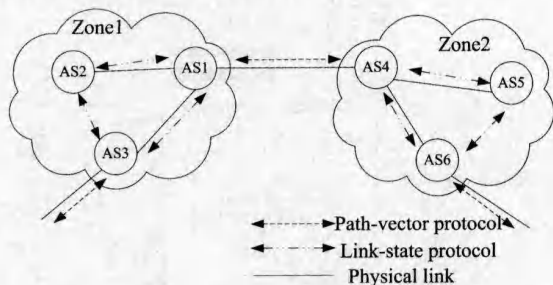


图 1 基于区域的路由示意图

2.1 区域内连接向量路由协议

在 ICDCD09 上卡内基梅隆大学的 Xin Zhang 等提出了一种支持网络策略的链路状态路由协议 Centaur^[3],Centaur 提供了对网络策略的支持,同时其收敛时间极短,更新负载较小。我们采用 Centaur 作为区域内的路由协议。

与通常的链路状态路由协议通告网络连接不同的是,Centaur 通告的是“下游连接”。下游连接是一种有向连接,每个节点只向邻居通告符合本地策略的“下游连接”,保证构建的域内路径都满足本地策略的要求。本地到达每个目标节点的路径组成的图形称为 P 图。每个节点收到邻居转发的“下游连接”后,构建网络视图,并且从中选择到达每个目的节点的唯一一条最优路径,以这些最优路径构建本地的 P 图,并且将最优路径上的连接作为“下游连接”向邻居节点通告。因此,在 Centaur 中,每个节点的 P 图是不一样的。我们将节点 A 的本地 P 图标记为 G_A 。以图 2 为例对 Centaur 的“下游连接”通告方式以及 P 图构建过程进行说明。节点 D 通告了下游连接 $D \rightarrow B$ 和 $D \rightarrow C$ 到达的目的地址 B 和 C(我们使用 \rightarrow 标记有向连接)。节点 C 又仅仅将自身选择路径中包含的那些连接向节点 A 通告,如果节点 C 希望隐藏本地通向 D 的连接 $C \rightarrow D$,因为 B 没有通告有向连接 $C \rightarrow D$,B 仅仅从 D 处获得了有向连接 $D \rightarrow C$,而不是 $C \rightarrow D$,所以节点 A 无法得到一条违背 C 策略的路径。

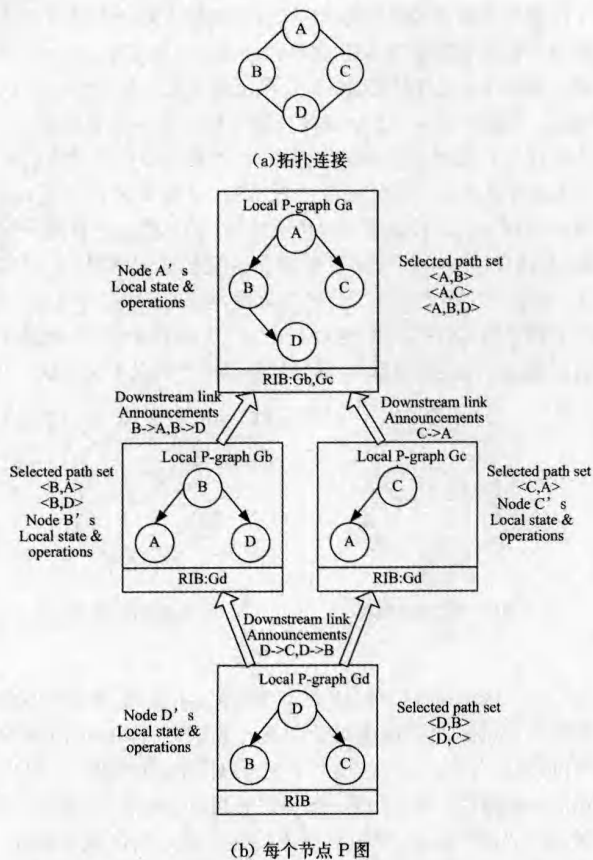


图 2 Centaur 中 P 图的构建示例^[3]

为了表示同一连接对不同地址前缀使用不同策略的情况,Centaur 使用了另外一个重要的概念“许可列表”。Centaur 中每个节点为相邻的每一条连接生成一个“许可列表”,在通告连接时附上其策略允许的使用该连接的目的地址,表明哪些通向哪些目的地址的路径可以使用该连接。我们以图 3 为例阐述“许可列表”的用法。在图 3 中,节点 C 允许通过连接 $C \rightarrow D$ 达到目的地址 D' ,不允许通过连接 $C \rightarrow D$ 到达目的地址 D,则 C 将 D' 添加到其通告的有向连接 $C \rightarrow D$ 的许可列表中,而不添加 D。

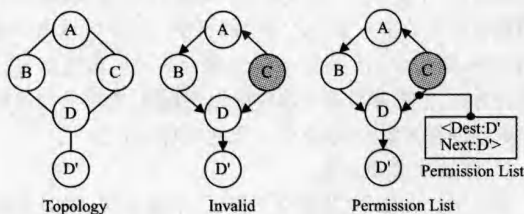


图 3 许可列表示例图^[3]

2.2 区域间路径向量协议

为了保证网络的递增部署,在 ZCR 中,我们对传统 BGP 进行了改进,提出了 Q-BGP 协议,区域间采用 Q-BGP 协议进行通信。Q-BGP 保留了 BGP 的消息格式,其不强制要求通信邻居也部署 Q-BGP,而可以与部署 BGP 的节点直接通信,保证了 Q-BGP 的递增部署。

2.2.1 Q-BGP 主要思想

与 BGP 将路由器分为域内路由器与边界路由器类似,Q-BGP 将区域中的 AS 分为两类:边界 AS 以及区域内 AS。每

个区域与其他区域相连的 AS 称为区域的边界 AS, 区域的边界 AS 与外部通过 Q-BGP 交换区域间的可达信息, 同一个区域的边界 AS 间通过 Centaur 交换区域内以及区域间的可达信息。区域的边界 AS 从其候选路径中选择一条最优路径, 将最优路径向邻居通告, 候选路径可以来自邻居区域的边界 AS, 也可以来自同一区域的边界 AS。与 BGP 不同的是, Q-BGP 以区域为单位而不是以传统的 AS 为单位进行路由。因此, 其路径通告中包含路径上所有区域的区域编号, 而不是 AS 编号。以图 4 为例, 以 AS 为单位, 在 BGP 中一条由 C 到 D 的路径为 CABFD; 而在 Q-BGP 中, 节点 A、B、C、E 被划分为区域 Z_1 , 以区域为单位, 同样的路径应当表示为 Z_1FD 。

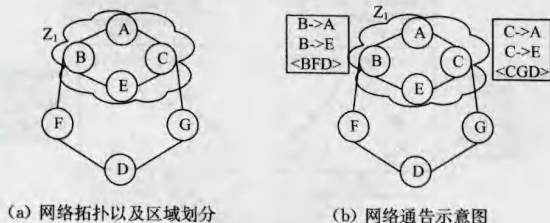


图 4 一个例子

同一区域的各边界 AS 之间通过 Centaur 协议交换各自拥有的区域间及区域内可达信息。我们对 Centaur 协议的“许可列表”进行了扩展, 使其不仅可以添加目的地址, 还可以添加一条路径。每个边界 AS 在向邻居节点通告“有向连接”时, 在其“许可列表”中附上该连接允许通过的区域间路径。每个节点根据邻居节点通告的“有向连接”以及“许可列表”上的区域间路径选择合适的区域出口, 并且通告新的“有向连接”以及区域间路径。比如在图 4 中, B 拥有到达 D 的路径 BFD, C 拥有到达 D 的路径 CGD。则 B 向邻居通告有向连接“B→A”及“B→E”, 并且在两个连接的许可列表上列上其允许的域间路径为 BFD; C 希望隐藏连接 C→E, 则其通告有向连接 C→A, 并且在其许可列表中添加区域间路径 CGD。

一旦有新的网络更新到达, 边界 AS 从候选路径中重新选择一条最优路径并且向邻居区域以及区域内其他 AS 通告。如果区域内的某条连接或者 AS 失效, 则相邻 AS 快速向全区域通告“下游连接”的更新情况, 域内的 AS 在收到下游连接更新情况后快速重构区域内的路径。如果区域内没有可行的路径, 则边界 AS 调整重新选取合适的区域间路径。通过这种方式, 能够降低网络事件的影响规模, 将部分网络事件的影响限制在区域内, 不会带来全网的网络更新。

2.2.2 Q-BGP 主要技术

为了保证 Q-BGP 不破坏 BGP 的消息格式, 同时又能在路径中标记区域号, Q-BGP 使用了“AS 伪装”技术。“AS 伪装”技术保证部署了 Q-BGP 的边界 AS 与部署了 BGP 的邻居 AS 能够互相交换网络的可达信息, 实现 Q-BGP 的递增部署。为了更准确地表示基于区域的路由方式下的路径跳数信息, 在 Q-BGP 中采用了“路径长度通告”技术。“AS 伪装”技术使得每个区域从外部看来是一个 AS, “路径长度通告”能够提高 Q-BGP 中节点选路的准确性, 本小节我们对这两项技术进行阐述。

“AS 伪装”技术使得每个区域从外部看起来是一个 AS, 其具体实现为每个区域不在区域间路径上直接添加区域号, 而是用区域内的一个 AS 的号码作为该区域的代号, 将其添

加在向区域外通告的路径上。通过对 BGP UPDATE 报文格式的分析, 我们发现在 BGP 报文中添加区域的编号比较困难, 没有保留字段可用。为了保证 Q-BGP 与 BGP 的兼容性, Q-BGP 不对 BGP 报文的格式进行修改, 每个区域选取区域内的一个 AS 号作为该区域的代号, 区域的每个边界 AS 在向外部通告网络可达信息时用该 AS 编号作为区域的代号。比如, 我们可以选取区域中编号最小的 AS 号码(假设为 AS_i) 作为区域的代号, 然后通知区域中的每个 AS。在“AS 伪装”技术下, 边界 AS_k 与区域外通信时采用 AS_i 而不是 AS_k 作为其身份, 与区域内 AS 通过 Centaur 通信时采用真实身份 AS_k ; 区域内的非边界 AS_j 则采用真实身份 AS_j 与区域内的其他 AS 通过 Centaur 通信。比如, 在图 5(a) 中, 在传统 BGP 方式下 AS_1 向 AS_5 通告的通向 D_1 的路径信息应当为 $D_1: AS_1AS_2AS_4AS_8D_1$, 因为采用了基于区域的表示方式, 并结合 AS 伪装技术, 采用区域 1 内最小的 AS 号码 AS_1 作为区域 Z_1 的代号, AS_1 向 AS_5 通告的路径应当为 $D_1: AS_1AS_8D_1$, 新的路径仅仅比原路径少了几跳而已, 表示形式并没有改变, 仍然采用 BGP 消息格式。

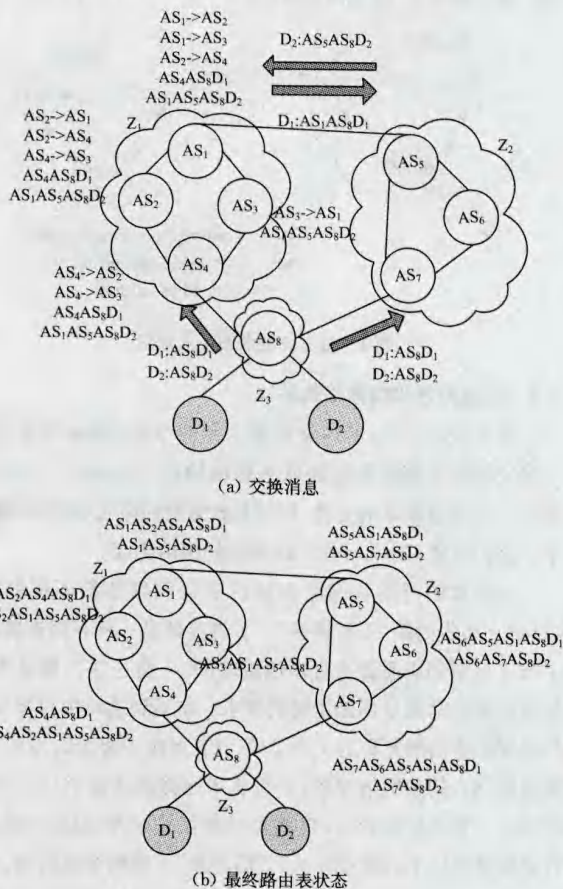


图 5 可控域间路由示意图

如果某些节点部署 Q-BGP 而其他的节点部署 BGP, 节点进行路径选择时其并不能识别出路径上的一个节点是一个区域还是一个 AS, 表面上跳数短的路径事实上不一定短。比如, 在图 5 中, AS_5 收到 AS_1 的通告 $D_2: AS_1AS_8D_2$, 直观统计该路径应当为 2 跳, 事实上, 由于 Z_1 使用了 AS 伪装技术, 以 AS 为单位该路径应该为 $D_2: AS_1AS_2AS_4AS_8D_2$, 真实跳数为 4 跳。虽然当前网络基础设施性能大大提升, 但路径的长度对于路径的性能并不是那么重要。然而, 为了与传统

BGP 选择标准兼容,提高路径的选择精度,我们通过“路径长度更新”技术使得部署了 Q-BGP 的节点能够获得路径的真实跳数,从而选择跳数最短的路径。我们对 BGP 协议进行了扩充,为其添加了一种新的更新消息 UPDATE-LENGTH, UPDATE-LENGTH 消息通告每条路径的真实 AS 的跳数,可以为中间节点的选路提供更多的性能保证。比如,在图 5 中, AS_1 向 AS_5 通告通向 D_1 的路径信息 $D_1:AS_1AS_8D_1$,并且通告路径长度为 4,表示虽然其通告的路径为两跳的格式,但是其真实的路径长度为 4。如果 AS_5 部署了 Q-BGP 报文协议,其就能够读取真实长度为 4 的路径,从而获得路径的跳数信息;如果 AS_5 部署了 BGP 协议,则其忽略了 UPDATE-LENGTH 消息,以路径 P_1 的跳数为 2 进行选路。通过这样的方式,能够尽可能地向网络中传递更多的路径信息,便于部署 Q-BGP 的节点提高路径选择的精度。部署了 Q-BGP 的节点可能会同时收到 UPDATE 消息以及 UPDATE-LENGTH 消息,通过图 6 的 BUMP 算法对两者之间的处理关系进行了阐述,假设消息是按序到达的。

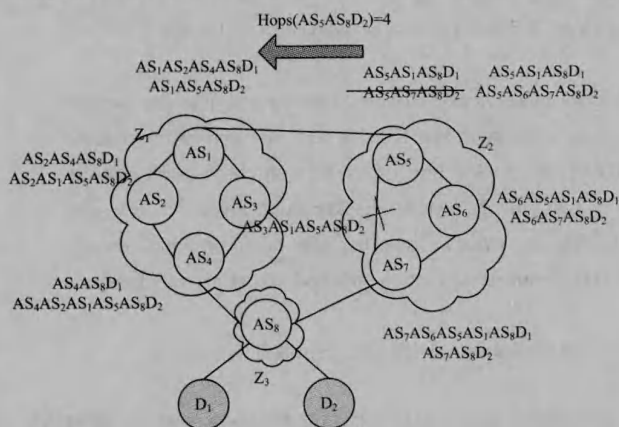


图 6 网络失效示意图

定理 1 Q-BGP 与 BGP 共存不会产生环路。

证明:Q-BGP 与 BGP 采用同样的选路机制,每个节点在选择路径前首先观察本身有没有出现在该路径上,如果本身已经出现在该路径上,其不会选择该路径。在 Q-BGP 以及 BGP 中永远不会出现 $AS_mAS_{m+1}AS_{m+2}\dots AS_{m+n}AS_m$ 的情况。因此,Q-BGP 与 BGP 共存后并不会产生网络环路。

2.3 一个例子

我们通过图 5 的 1 个例子来直观地阐述 ZCR 模型。图 5 (a)给出了网络拓扑以及交换的消息,图中共包含 3 个区域 Z_1 、 Z_2 以及 Z_3 , D_1 和 D_2 为目标地址。 AS_4 的策略为允许通过连接 $AS_1 \rightarrow AS_8$ 到达目标地址 D_1 ,禁止通过连接 $AS_1 \rightarrow AS_8$ 到达目的地址 D_2 ;节点 AS_3 不希望目的地址为 D_1 的路径使用连接 $AS_3 \rightarrow AS_4$;节点 AS_7 的策略与节点 AS_4 正好相反,其允许通过连接 $AS_7 \rightarrow AS_8$ 到达目的地址 D_2 ,禁止通过连接 $AS_7 \rightarrow AS_8$ 到达目的地址 D_1 。在区域间, Z_3 向区域 Z_1 以及 Z_2 通告了通向目标地址 D_1 和 D_2 的路径。由于节点 AS_4 禁止通过连接 $AS_4 \rightarrow AS_8$ 到达目的地址 D_2 。 AS_4 仅仅向节点 A 通告 $D_1:AS_1Z_3D_1$,而不通告通向路径 $D_2:AS_7Z_3D_2$ 。节点 AS_7 的策略禁止通过连接 $AS_7 \rightarrow AS_8$ 到达目的地址 D_1 ,因此 AS_7 仅仅向节点 F 通告路径 $D_2:AS_7Z_3D_2$ 。节点 AS_1 与节点 AS_5 间交换区域间的可达信息。由于 AS_1 只从节点 AS_4 处获得了 $D_1:AS_1Z_3D_1$,其将 $D_1:Z_1Z_3D_1$ 通告

至节点 AS_5 。由于 AS_5 仅仅从节点 AS_7 处获得了路径 $D_2:AS_7Z_3D_2$,其将路径 $D_2:Z_2Z_3D_2$ 通告至节点 A。在区域内部,每个节点使用 Centaur 协议通告“下游连接”并构建网络 P 图。为了简便起见,在图 6 中我们只给出了区域 1 内部的通告,区域 2 中的并没有给出。由于节点 AS_3 不希望目的地址为 D_1 的路径使用连接 $AS_3 \rightarrow AS_4$,因此其给出的“下游连接” $AS_3 \rightarrow AS_4$ 的允许表中仅仅包含 D_2 一个目的地址,而没有包括目的地址 D_1 。图 5(b)中给出了网络最终的路由表状态。

我们在图 6 中给出了一旦某个网络连接失效情况下网络的连接状况。假设图 6 中连接 $AS_5 \rightarrow AS_7$ 失效,则 AS_5 直接将通向 AS_7 的区域内部路径调整为 $AS_5AS_8AS_7$,并且向 AS_1 发出路径 $AS_5AS_8D_2$ 的跳数更改通知; AS_1 接收到路径 AS_5 的 UPDATE LENGTH 消息后,通过对本地路径进行比较,仍然采用路径 $AS_5AS_8D_2$ 。而如果使用传统的 BGP 路由协议,连接 $AS_5 \rightarrow AS_7$ 失效后节点 AS_5 、 AS_1 、 AS_2 、 AS_4 和 AS_3 都要进行路径更新。通过将网络分为区域,避免了网络消息的全局影响,提高了网络的可控性。

3 实验

我们采用 SSFNet^[6] 实现了基于区域的可控路由模型并验证其性能。采用 BRITE^[7] 拓扑产生器来产生了一个 1000 个节点的拓扑,将每个节点代表网络中的 AS。每条连接的延迟被 BRITE 自动设定为 0~5 毫秒之间,在实验中忽略每个节点处理消息的延迟。在 1000 个节点中构建了 10 个区域,每个区域的节点个数被随机设定为 10~100 之间,剩余的节点不属于某个区域。区域内节点的策略被设定为当目标地址在区域内时,优先使用区域内路径;目标地址不在区域内时,随机选择优先使用区域内节点通告的路径或区域间节点通告路径。

通过两个实验来验证 ZCR 的效果。在第 1 个实验中,比较了 BGP、Centaur 以及 ZCR 的收敛时间;在第 2 个实验中,比较了 BGP、Centaur 以及 ZCR 的网络负载。

3.1 实验 1-单连接失效网络的收敛时间

本实验验证了单个连接失效下 ZCR 的收敛时间。实验采用如下方式:分别在部署了 BGP、Centaur 以及 ZCR 的实验环境中,将网络的某个连接移开,等待网络收敛,再将该连接移回,直到网络稳定,计算整个过程的消耗时间。我们忽略 CPU 的处理时间,只计算由于连接延迟导致的收敛时间。在图 7 中给出各种不同协议下的网络收敛时间的累积分布函数(CDF)。

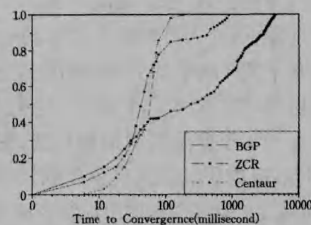


图 7 网络收敛时间比较

从图 7 可以看出,ZCR 降低了网络长收敛事件的规模,只有在约 30%的事件下 BGP 的收敛速度比 ZCR 好,然而,在这部分事件中,ZCR 以及 BGP 的收敛时间都很短,只有几十

(下转第 126 页)

CTL 公式集的检测效率。实验结果验证了 LSLA 算法有效地提高了检测 CTL 公式集的效率。未来的工作重点将该思想移植到基于 BDD 或 SAT 机制的符号模型检测工具中,以期在提高规模的同时提升检测模型的效率。

参考文献

- [1] Clarke E, Grumberg O, Peled D. Model Checking (Second Printing)[M]. London: MIT Press, 2000; 27-30
- [2] Michael H, Maark R. Logic In Computer Science; Modelling and Reasoning about System (Second Edition) [M]. London: Cambridge University Press, 2004; 221-229
- [3] Clarke E, Emerson E, Sistla A. Automatic Verification of Finite-State Concurrent Systems Using Temporal Logic Specifications [C]// ACM Transactions on Programming Languages and Systems. 1986, 8; 244-263
- [4] Vergauwen B, Lewi J. A Linear Local Model Checking Algorithm for CTL[C]// Proceedings of 4th International Conference on Concurrency Theory, 1993. Hidesheim, Germany, Springer-Verlag, 1993; 447-461

- [5] Heljanko K. Implementing a CTL Model checker[C]// Workshop Concurrency, Specification & Programming. Humboldt-University zu Berlin, Institut fur Informatik, 1996; 75-84
- [6] Mumme M, Ciardo G. A fully symbolic bisimulation algorithm [C]// Giorgio Delzanno and Igor Potapov. RP, volume 6945 of Lecture Notes in Computer Science, Springer, 2011; 218-230
- [7] Lefticaru R, Ipate F. Automated Model Design using Genetic Algorithms and Model Checking[C]// 2009 Fourth Balkan Conference in Informatics (BCI'09). Thessaloniki, IEEE Computer Society, 2009; 79-84
- [8] 李梦君, 李舟军, 陈火旺. 基于抽象解释理论的程序验证技术[J]. 软件学报, 2008, 19(1): 17-26
- [9] Cousot P. Formal Verification by Abstract Interpretation[C]// NASA Formal Methods 2012, 4th International Symposium. NFM, Norfolk, VA, USA, 2012; 3-7
- [10] Meulen J V, Pecheur C. Milestones: A model checker combining symbolic model checking and partial order reduction [C] // NASA Formal Methods 2011, volume 6617 of LNCS. Springer, 2011; 525-531

(上接第 107 页)

毫秒, BGP 的优势并没有太大意义。与 Centaur 相比, ZCR 提升了约 75% 网络事件的收敛速度, 这是由于 ZCR 将部分网络事件的规模控制在区域内部, 不会导致全网范围内的重新收敛。但是与 Centaur 相比 ZCR 仍然会出现部分长时间收敛事件, 这是因为 CIMR 在区域间仍然采用 BGP 的原理, 在某些连接失效时收敛过程仍然会近似于 BGP。

3.2 实验 2-单个失效事件导致的网络负载

本实验验证了 ZCR 的负载。实验采用如下方式: 分别在相同的网络拓扑下部署 BGP、Centaur 以及 ZCR 3 种网络协议, 将网络中的某个连接移开, 等待网络收敛; 再将该连接移回, 直到网络稳定, 统计在此过程中总共产生的网络消息数目。图 8 中给出了实验结果的 CDF。

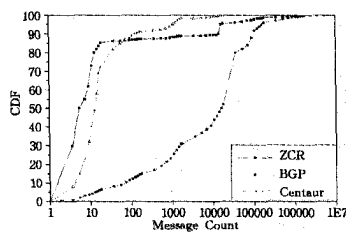


图 8 网络负载

从图 8 可以看到, ZCR 与 BGP 相比极大地减少了消息数目, 我们分析这是因为采用了区域的方式, 降低了某些事件的全局影响, 减少了更新消息数量, 并且在区域内部使用 Centaur 协议, 同样起到降低网络负载的效果。与 Centaur 相比, ZCR 中更多的网络事件只在极少量的网络消息数目后就收敛了, 我们认为这是由于 ZCR 采用了基于区域的方式, 将部分事件的影响限制在区域内, 降低了网络负载。然而, ZCR 中也有部分事件的负载比 Centaur 大, 这是因为在 ZCR 中如果事件导致了区域间的收敛, 收敛过程与 BGP 类似, 将会带来较大的网络负载。

结束语 为了降低 BGP 协议的全局敏感性, 同时保留对

策略的支持, 本文提出了一种基于区域的可控路由由模型 ZCR。ZCR 提出对网络进行区域划分, 在区域内使用支持策略的链路状态路由由协议 Centaur, 区域间使用扩展的路径向量协议 Q-BGP。ZCR 提供了每条连接的控制手段, 并且能够将部分网络事件的影响控制在区域内, 降低了路由的全局敏感性, 提高了网络的收敛速度。此外, ZCR 中实现了 Q-BGP 与 BGP 的兼容, 使其能够在网络中递增部署, 逐步构建一个可控的路由环境, 为构建可控的网络打下基础。

在未来的研究中, 我们拟研究在 ZCR 下如何通过各区域间的协作构建可行的网络控制措施来提高网络的控制效率。

参考文献

- [1] John J P, Katz-Bassett E, Krishnamurthy A, et al. Consensus Routing: The Internet as a Distribute System [C]// Proceedings of the fifth USENIX Network Symposium on Design and Implementation (NSDI'08). 2008; 351-364
- [2] Subramanian L, Caesar M, Ee C T, et al. HLP: A next generation inter-domain routing protocol [C] // Proc. ACM SIGCOMM. 2011; 13-24
- [3] Zhang Xin, Perrig A, Zhang Hui. Centaur: A Hybrid Approach for Reliable Policy-Based Routing [C] // the 29th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS). June 2010; 22-26
- [4] Pei D, et al. BGP-RCN: Improving BGP Convergence through Root Cause Notification[R]. TR-030047. UCLA, 2012
- [5] Karlin J, et al. Nation-State Routing: Censorship, Wiretapping, and BGP[J]. Computing Research Repository-CORR, 2009, 903
- [6] SSF-Scalable Simulation Framework[OL]. <http://www.ssfnet.org>, 2010-04-23
- [7] Medina A, Lakhina A, Matta I, et al. BRITE: An approach to universal topology generation[C]// MASCOTS. 2011
- [8] 吴大鵬, 杨正川, 刘乔寿, 等. 带有相遇预测的自适应路由机制[J]. 重庆邮电大学学报: 自然科学版, 2013, 25(3): 368-371