

基于可重构网络的节能方法的研究

廖生权¹, 吴春明¹, 王滨¹, 姜明²

(1. 浙江大学 计算机科学与技术学院, 浙江 杭州 310027; 2. 杭州电子科技大学 软件与智能技术研究所, 浙江 杭州 310018)

摘要: 针对当前 IP 网络的节能算法实用性不强的问题, 根据可重构网络路由配置由中心服务器统一管理的架构特点, 基于网络中的 OSPF 协议探测结果, 提出了可重构网络下的节能方法。该方法首先运用改进的 OSPF 协议的路由算法定位出可被关闭的候选链路集合, 接着应用多商品流模型重映射该集合中某些链路的流量到其他的物理路径, 从而能够关闭候选链路集合中的空负荷链路实现网络的节能。通过实验模拟验证了该算法的节能效益, 并给出了可重构网络中的节能算法与认可度极高的节能方法——GreenTE 异同点。

关键词: 节能方法; 改进的 OSPF 协议; 可重构网络; 重映射

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)09-0077-08

Research on energy-saving method based on reconfigurable network architecture

LIAO Sheng-quan¹, WU Chun-ming¹, WANG Bin¹, JIANG ming²

(1. College of Computer Science & Technology, Zhejiang University, Hangzhou 310027, China;

2. Institute of Software & Intelligent Technology, Hangzhou Dianzi University, Hangzhou 310018, China)

Abstract: With the aim to address the problem that current energy-saving algorithms in the IP network were low practical, an energy-saving method in the reconfigurable network architecture base on its natural features was proposed that the central server unified manages the routing configuration of all the routers. The method firstly using the modified OSPF protocol algorithm to determine a candidate link set in which a l the links were probably closed or sleep, then the multi-commodity model was utilized to remap the traffic volume of these links to other physical paths. Thus, some links can be idle since their data flows had been redirected. It was reasonable to power off idle physical links for the purpose of saving energy. Finally, the simulated experiments had verified the effects of saving energy and the differences between the proposed algorithm and the high recognized energy-saving method –GreenTE were given.

Key words: energy-saving method; modified OSPF protocol; reconfigurable network; remapping

1 引言

在过去的几十年中, 互联网取得了空前的成就。各种各样的网络业务也应运而生, 这些业务不仅要求网络能保障信息传输的可靠性, 而且要求网

络对信息的传送过程具有可预见性, 互联网用户甚至要求网络能够在任何情况下提供相对稳定的服务, 传统的网络体系结构已经无法满足这些要求^[1]。可重构网络模型为解决当前互联网的“供需”矛盾提供了契机。与传统的网络不同, 可重构网络是面

收稿日期: 2011-12-14; 修回日期: 2012-05-21

基金项目: 国家重点基础研究发展计划(“973”计划)基金资助项目(2012CB315903); 国家自然科学基金资助项目(61070157); 浙江省重点科技创新团队基金资助项目(2011R50010)

Foundation Items: The National Basic Research Program of China (973 Program) (2012CB315903); The National Natural Science Foundation of China (61070157); The Key Science and Technology Innovation Team Project of Zhejiang Province (2011R50010)

向业务支撑的,网络提供的服务与网络用户之间是松耦合关系^[2]。在这种体系结构下,网络的服务主要是通过构建逻辑承载网(LCN, logical carrying network)的方式来提供的。逻辑承载网是按照用户指定的要求(如出口节点、入口节点、带宽及业务类型等)在物理网络上构建专用网络^[3]。由此可以看出,在面向业务的可重构网络构架下,物理链路上的流量表现为运载其上的逻辑承载网的流量的叠加。

国内外的学者在可重构网络的研究方面均取得了十分显著的成果,如逻辑承载网的构建算法^[4-6],支撑逻辑承载网的路由技术^[7]等。特别是文献[7]中提出的路由器数据面和控制面相分离的 VROOM 机制,对网络的管理具有十分重要的意义。它保证了路由器上的路由任务能够在各路由器之间进行自由迁移,并且对用户的业务影响十分微小,几乎可以忽略不计。数据中心网络中也存在着一种典型的任务迁移方案。该方案一般是关闭虚拟机,迁移虚拟机的状态于另一台机器上,重新开启虚拟机并恢复其状态。传统的迁移方案在实施任务迁移任务过程中显然无法保障用户的 QoS。与这种方案对比,VROOM 机制的优势在于迁移过程对用户是透明的,对网络的影响十分小。

与此同时,随着网络应用的成功普及,其规模也相应地呈指数级增长。巨大的网络规模也造成了整个网络设施能耗的平行增加。文献[8]中的数据显示,在 2007 年互联网消耗的电能约为 9×10^{11} kWh,占世界总耗电量的 5.5%,并且每年以大约 20%~25%的比例增加。互联网的节能必会在全球节能领域做出十分重要的贡献,是可持续发展的客观要求。因此,互联网上的节能问题成了众多学者关注的课题。他们的基本思想是根据物理网的拓扑结构和流量矩阵,采用流量工程的方式节能,目标是用最小的网络链路去承载当前的网络任务。

虽然可重构柔性网目前处于实验网阶段,但是其新型的网络架构给互联网节能方案带来了新的挑战。本文主要关注可重构柔性网络的节能问题,旨在提出一个匹配其构架的节能方案,并与传统的流量规划做比较,分析出可重构柔性网上节能方案的特点,为未来的该构架下的节能研究提供一些思路。

2 相关工作

为了减少温室效应和环境污染,节能问题已经

是网络研究领域的一个重要议题。在当前的网络下,IP 流主要是根据各种路由协议进行选路,这些协议算法实际上是选择资源最大的链路带宽或最短跳数进行通信,这样的选择方式往往与节能的目标背道而驰,所以,仅仅依靠当前的网络路由协议无法实现互联网节能的目标。

文献[9]指出,承载于各种网络类型中的链路上的流量负荷达到或者超过其带宽容量的 30%时,该链路的能耗与满负荷时的能耗相等。因此,通过流量控制来实现网络的节能是徒劳无功的。当前,互联网的节能研究主要是基于互联网中的网络设备具有休眠控制和动态电压控制的假设之上的^[10]。网络领域节能的基本思想是将网络中的负荷重新映射到当前物理网络链路的一个子集上,从而可以调低链路电压^[11]或者休眠、关闭某些链路,实现节能的目的。文献[12]是基于一个启发式算法,在给定的流量矩阵中计算可以被关闭链路条数的最小值。同时,文献[13]主要是根据流量矩阵找出最少的路由节点,用来支撑当前网络流量,使其他的路由器休眠。

可重构网络的构架是多个逻辑网(LCN)与一个物理网的对应关系,其上的流量的调整必然涉及逻辑承载网的重映射。大量的学者对逻辑承载网的映射做了深入的研究,并取得了丰富的成果。D.G. Andersen 提出了时间复杂度为 $O(\log^2 k)$ 的多通路算法来映射节点到实验床^[5]。与此同时,文献[14]对于 Overlay 网络的映射问题提出了自己的策略。值得一提的是,华盛顿大学的 J.Lu 等为各种特殊的拓扑提出专门的算法^[15]以及佐治亚理工学院的 Y.Zhu 等提出的能够根据网络拓扑做适当调整的映射算法^[16]。最后, M.Yu 总结了之前的虚拟网映射算法,并提出了分流映射的思想,大大提高了映射效率^[6]。

以上的这些工作都没有从能耗的角度去考虑逻辑承载网的映射问题。当前,仅有少数的学者从流量工程的角度考虑网络的节能,这些节能方法或者策略可以归纳到逻辑网映射的节能问题域。与逻辑网映射问题相似,他们都考虑了流束,从调整流的角度去释放某些链路的负荷,再休眠或者关闭链路进行节能。这些节能算法中的链路重映射的方法也不尽相同,其中一部分是基于单径路由的映射^[17],另一部分是基于多商品流模型的多径路由映射^[18]。无论是基于单径映射或者是多径映射,在 IP 网中,一定要切断链路改变网络的逻辑拓扑,进而改变数据流路

由实现节能。在当前 IP 网中，网络的逻辑拓扑和物理网拓扑是重叠的，流量规划后，必然会依靠切断物理链路进行改变逻辑网络，实现数据流重定向路径。同时，切断网络的物理链路无疑会造成相应网络链路的大量分组丢失和网络拓扑重构。由于互联网路由快速恢复策略未得到实际应用，网络的恢复时间基本上还是完全依靠互联网协议重收敛。在这个收敛时间内网络无法给用户业务提供持续的网络服务，因此在此期间内用户的业务是中断的。

3 问题描述

本文涉及的节能问题域与逻辑承载网映射关注的问题域不同。逻辑承载网的映射问题的核心问题是物理网资源的优化配置：即在当前的网络资源下，接受尽可能多的 LCN。而本文的节能问题域是在多个逻辑网与物理网映射关系的基础上，调整逻辑网，使得用最少的物理网资源（节点和链路）去承载当前网络的负荷。最终，通过休眠或者关闭冗余的节点和链路，从而实现节能的目标。

3.1 物理网定义

本文用无向图对物理网络进行建模。物理网可以表示为 $G^p = (N^p, E^p, A_N^p, A_E^p)$ 。其中， N^p 表示物理网中的路由节点的集合， E^p 表示物理网中物理链路的集合； A_N^p 表示物理节点的属性， A_E^p 表示物理链路的属性。

逻辑承载网表示为 $G^v = (N^v, E^v, C_N^v, C_E^v)$ 。其中 N^v 表示逻辑承载网的节点的集合， E^v 表示逻辑承载网的链路的集合； C_N^v 表示逻辑承载网的约束条件； C_E^v 表示逻辑承载网链路的约束条件。

3.2 逻辑承载网映射物理网过程

逻辑承载网映射到物理网分为节点映射和链路映射 2 个过程，故可以表示为

$$\text{Node Mapping: } (N^v, C_N^v) \text{ a } (N^p), N^v \subseteq N^p$$

$$\text{Link Mapping: } (E^v, C_E^v) \text{ a } (E^p), E^v \subseteq E^p$$

与传统的网络构架不同，可重构网路的路由节点可以同时加载多个路由构件，其构架如图 1 所示，即在物理网中的同一个节点可以支撑多种不同类型的网络。图 1 中，逻辑承载网 LCN1 被映射到物理网{R1 R4 R3}，逻辑承载网 LCN2 被映射到物理网{R1 R2 R3}。LCN1 和 LCN2 可以加载不同的协议构建，因而不同类型的网络可以共存于同一物理网。

3.3 算法的节能原理

在可重构网络构架下，柔性网络配置代理（FNCB, flexible network configure broker）负责对域内路由由节点资源信息和拓扑信息进行管理，并且可以在同一物理网中基于不同的策略，如贪心法、分流法^[6]等，去构建逻辑承载网^[11]。由于这些策略不同，在映射逻辑承载网的过程中，运用统一的节能策略将是十分困难和低效的。本文关注的可重构网络的节能研究在于当映射完所有的逻辑承载网之后，针对物理网的当前流量、拓扑结构以及逻辑承载网的分布状况做统一的节能调度。

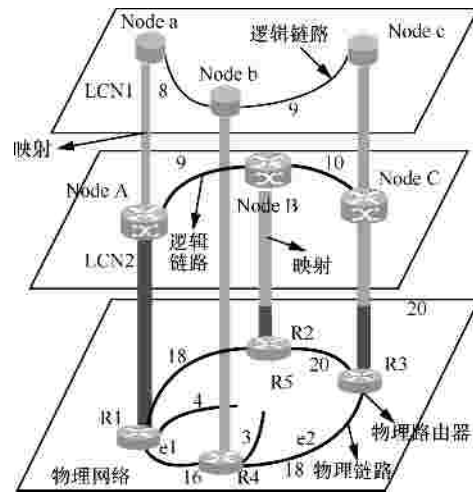


图 1 可重构网络的体系结构

在 IP 网中，广泛应用的路由协议是 OSPF 协议和 RIP 协议。路由器总是根据它所搜集到的链路状态信息（LSA, link state advertisement）运用 Dijkstra 算法计算从当前节点到其他网络节点的最优路径树（OPT, optimal path tree），按照这棵树对路由表进行更新，从而使得该路由器在路由时，可以选择最优的路径。

网络领域节能问题的本质是求网络拓扑的一个子集（ST, sub-topology）去承载当前网络的负荷，也就是说使用网络拓扑中尽可能少的节点和链路，关闭或者休眠冗余的节点和链路，从而使得网络的能耗降低。本文基于该思想提出了基于可重构网络的节能方法（ESMRN, energy-saving method based on the reconfigurable network）。

ESMRN 主要将路由器分成 3 类：一类是关键路由器（KR, key router），另一类是从属路由器（AR, associate router），第三类是普通路由器（NR, normal router），它既不能化归为从属路由也不是关键路由。

FNCB 可以根据域内路由器广播的 LSA 得出网络的拓扑信息, 然后按照度数的大小为权值评估出 KR 集合(SKR, set of KR), 然后再确定 AR 集合(SAR, 其伪代码如算法 1 所示) 和 NR 集合(SNR)。

算法 1 divideSets 的伪代码

Input: $G(N^p, E^p)$

Output: SKR, SAR, SNR

Begin:

1) $SKN = f, SAN = f, SNR = f$

2) $\forall n_i^p \in N^p$

$$w(n_i^p) = \sum_{j=1}^N x_{ij} + \sum_{j=1}^N x_{ji} \quad (\text{Equation 1})$$

3) sequence the elements of N^p by Equation 1

4) for $\forall n_i^p \in N^p$

if($n_i^p \in SKR \vee n_i^p \in SAR \vee n_i^p \in SNR$)

go to 4)

end if

if($Neighbor(n_i^p) \cap SKR == f$)

if($Neighbor(n_i^p) \cap SAR == f$)

SKR = SKR \cup n_i^p

for $\forall n_j^p \in Neighbor(n_i^p)$

Key(n_j^p) = n_j^p ; SAR = SAR \cup n_j^p

end for

else

SNR = SNR \cup n_i^p

end if

end if

end for

End

伪代码中的第 2) 步计算网络节点 n_i^p 的度数, 其中, $x_{ij} \in \{0, 1\}$ 。当节点 (i, j) 之间有边连接时, $x_{ij} = 1$; 否则, $x_{ij} = 0$ 。第 3) 步则按权值对节点进行排序, 第 4) 步是该算法的核心部分。对任意一个节点 n_i^p , 如果它的邻接点集 $Neighbor(n_i^p)$ 与集合 SKR、集合 SAR 都没有交集, 那么将其设置为 KR, 并将其邻接点集 $Neighbor(n_i^p)$ 放入集合 SAR, 即将邻接点全设置为 AR。倘若邻接点集与集合 SKR 没有交集, 而与 SAR 有交集, 那么将该节点设置为 NR。算法处理完毕后, 可以保证与每个 KR 邻接的路由器都是 AR, 并且每个 AR 只连接一个 KR。

在本算法中, KR 利用 Dijkstra 算法根据当前

LSA 信息库计算 OPT, 从而对自己的路由进行更新, 而从属节点 AR 是先计算其邻接的 KR 节点的 OPT, 然后旋转 OPT 将自己调整为根节点得出自己的 OPT, NR 则按照 OSPF 正常路由。在图 2 中假设节点 a 是 KR 节点, 节点 b 是 AR 节点。图 2(a) 是一个带有 OSPF 权值的网络拓扑图, 图 2(b) 是 a 节点根据 Dijkstra 算法计算后得到的 OPT, 图 2(c) 是 b 节点根据 Dijkstra 算法生成的 OPT, 而图 2(d) 则是 b 节点根据 ESMRN 算法得出的 OPT。经过本算法处理后, 可以得出链路 $l_{b,j}(b, g)$ 是可被关闭的候选链路。如果经过重新映射, 候选链路上的流量可以被规划到其他的链路, 那么关闭候选链路进行实现节能的目标。

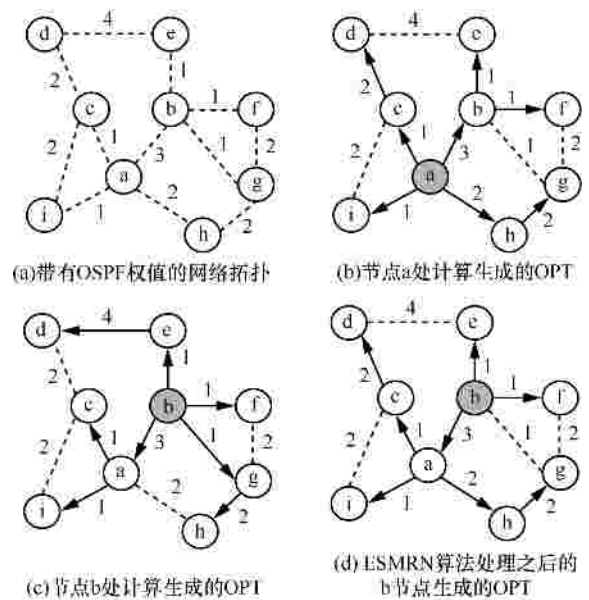


图 2 算法的节能原理

4 基于可重构网络的节能方法

4.1 节能方法的机制

基于可重构网络的节能方法 (ESMRN, energy-saving method base on reconfigurable network) 主要分成 3 个步骤, 其伪代码如算法 2 所示。第一步 FCBN 根据当前的网络状态信息, 划分网络节点的集合类型: SKR、SAR 以及 SNR。第二步物理网络中的节点分别计算自己的路由。SKR 集合中的节点根据 Dijkstra 算法计算自己的 OPT; SAR 中的节点先计算其邻接的 KR 的 OPT, 然后旋转该 OPT, 使得自己为根节点, 再更新路由表; SNR 集合中的根据传统的 OSPF 协议进行路由选择。该算法的第三

步统计 SAR 集合中的元素 AR 中可以被删除的邻接链路 $l_{ij}(i, j)$ ，运用多商品流模型将该链路上的流量 f_i 映射到 $G(N^p, E^p - l)$ 。如果该流量可以被映射到该子图上，则休眠该链路 $l_{ij}(i, j)$ ，并更新节点和链路。

算法 2 ESMRN 伪代码

Input: SAR

Output: L

Begin:

1) $CL = f, L = f$

2) for $\forall AR \in SAR$

compute the *OPT* of Key(AR) in AR

rotate the *OPT* and make AR its root

update the router table of AR by the *OPT*

for $\forall l \in Adj(AR)$

if $l \notin OPT$

$CL = CL \cup l$

end if

end for

end for

3) *link_Optimization*(CL, L)

4) *node_Optimization*(L)

End

在经过 EMRSN 算法运行到第 2)步后，将获得一个可关闭的候选链路集合 CL。第 3)步 *link_Optimization* 的功能是对候选链路 $l_{ij}(i, j)$ 上的属于各个虚拟网的流量 $f_i^{s,d}$ 在对应的目标子图 $G(N^p, E^p - l)$ 上，以节点 s, d 为源节点和目的节点，将流量 $f_i^{s,d}$ 为带宽进行重新映射，如果该流量可以被重新映射，那么将该链路 l 添加到可删除链路集合 L，而 *node_Optimization* 则是节点检测是否所有邻接边都处于休眠状态，如果是，那么休眠该节点。

本质上 *link_Optimization* 是一个多商品流的问题，多商品流问题是一个经典的 NP-hard 问题。本文选择利用整数线性规划的方法来处理该问题，如算法 3 所示。互联网中的节能问题归根结底是休眠链路和节点，而节点的休眠实际上是链路休眠的一个副产品，其前提条件是节点的所有邻接链路都已休眠。

Equation 1 为线性规划的目标函数，其中， x_{ij} 表示链路 $l_{ij}(i, j)$ 或者节点 i, j 之间是否存在通路，如

存在，取值为 1，不存在则取值为 0； P_{ij} 表示链路 $l_{ij}(i, j)$ 消耗的电能，因此， T 表示网络中所有链路消耗的能量。Equation 2 表示为经典的流约束条件，其中， f_{ij}^{sd} 表示源节点 s 到目的节点 d 的经过链路 $l_{ij}(i, j)$ 的流量。Equation 3 和 Equation 6 为多商品流模型的约束条件；Equation 3 表示 f_{ij} 流量是由所有源节点和目的节点在链路 $l_{ij}(i, j)$ 流量的分量 a_k^{sd} 组成，且每一组源节点和目的节点的分量之和为 1。Equation 4 中 b 为设置的最大的链路利用率(50%)， C_{ij} 为链路 $l_{ij}(i, j)$ 的带宽。Equation 5 约束可删除链路的搜索空间为 CE。

算法 3 link_Optimization 的解法

Input: $G(N^p, E^p), CL$

Output: L

Begin:

Minimize

$$T = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N x_{ij} p_{ij} \quad (1)$$

s.t.

$$\sum_{j=1}^N f_{ij}^{sd} - \sum_{j=1}^N f_{ji}^{sd} = \begin{cases} D^{sd}, \forall s, d, i = s \\ -D^{sd}, \forall s, d, i = d \\ 0, \forall s, d, i \neq s, d \end{cases} \quad (2)$$

$$f_{ij} = \sum_{s=1}^N \sum_{d=1}^N f_{ij}^{sd} a_k^{sd} \quad \forall i, j \quad (3)$$

$$f_{ij} \leq b * c_{ij} x_{ij} \quad \forall i, j \quad (4)$$

$$l_{ij}(i, j) \in CE \quad \forall i, j \quad (5)$$

$$\sum_{k=1}^K a_k^{sd} = 1 \quad \forall s, d \quad (6)$$

End

4.2 算法的代价分析

物理网络拓扑是一个图，因此 EMSRN 算法需要 $O(N^2)$ 的空间存储物理网拓扑。每一个逻辑承载网是一张图，每个物理网上对应多个逻辑承载网，因此需要 $O(N^3)$ 的空间去存储逻辑承载网与物理网链路的映射关系，综合该算法的空间复杂度为 $O(N^3)$ 。EMSRN 的第 2)步(算法 1)内主要利用了经典的最短路径算法——Dijkstra 算法，需要 $O(N^2)$ 的时间，又因为其处于一个循环内，故整个第 2)步的时间复杂度为 $O(N^2)$ 。该算法的第 3)步是多商品流

的线性规划处理过程，其具有多项式时间复杂度，第 4)步则是 $O(N^3)$ 。因此，EMSRN 具有多项式时间的复杂度，是处于可以被接受的范围之内。

EMSRN 算法在当前网络流量背景下，重映射 LCN，使得某些链路能够被释放出来进行节能。在这个过程中，必然会涉及到中心控制，链路切换等问题。事实上，IP 网中的节能算法都会遇到这些问题，这些问题可能会在算法运行的时间内损害网络的 QoS，导致网络中的节能算法具有一定的局限性。同时，网络经过调整后，网络拓扑的冗余度降低，在处理新的 LCN 请求时，其接受率会有所降低。

5 仿真实验与结果分析

5.1 实验环境

本模拟实验的物理拓扑图是由 Brite 拓扑产生器^[19]生成，它能模拟出最接近现实的网络拓扑图。拓扑图的带宽 bw 符合 24~40 之间的均匀分布的随机数^[16]，为了保证网络能够良好地运行，规定映射时实际可用带宽为 $b \times bw$ ^[18]。同时，网络的背景流量由一系列随机生成的逻辑承载网映射后生成，这些逻辑承载网的链路流量符合 3~5 之间的均匀分布^[16]。这里的拓扑图和 LCN 集合都保存在文本文件中，因此，本实验能够重现所有的背景流量进行反复模拟。

为了使得实验更加完备和有说服力，Brite 分别产生了节点数为 {40, 60, 80, 100, 120, 140} 的无向稀疏拓扑图和无向稠密拓扑图 2 种情况，其配置情况如表 1 所示。

表 1 稀疏拓扑图和稠密拓扑图配置

节点数	稀疏拓扑图边数	稠密拓扑图边数
40	80	478
60	120	1 075
80	160	1 917
100	200	2 000
120	240	4 302
140	280	5 865

EMSRN 算法与目前已提交 IETF 草案的节能算法 GreenTE^[18]在上述背景下分别进行节能调度，并在节能效果、网络时延和分组丢失率 3 个方面做充分的比较。

5.2 实验结果

在实验的过程中，假设每条链路开启时，其消耗的能量是相同的，均为 \bar{p} ，并且将链路的最大利用率 b 设置为 50%。网络领域节能的本质是指链路的切断或者休眠条数，当节点的邻接链路全部切断或者休眠之后便可关闭或休眠节点实现节能的目标。实际上，为了实现所有网络节点的连通，需要的最少链路数为 $L_{min} : N - 1$ 。假设节能算法调度后，当前网络由 L_D 条链路支撑，整个网络的链路条数为 L ，那么节能效率 h 表示为： $L - L_D / L - L_{min}$ 。为了使得本实验更加具有说服力，针对每一组拓扑产生 10 组背景流量，最后取节能效果的均值，分别在在稀疏图和稠密图上进行节能调度，其调度效率如图 3 和图 4 所示。

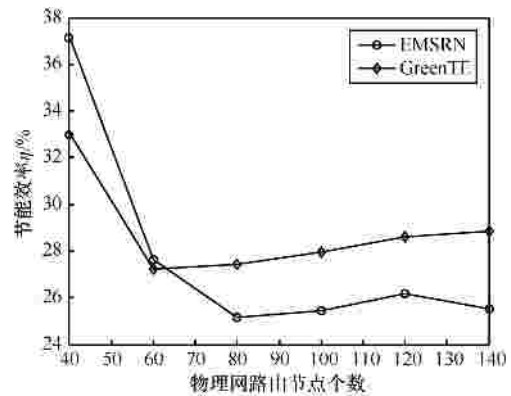


图 3 稀疏拓扑图上的节能效率

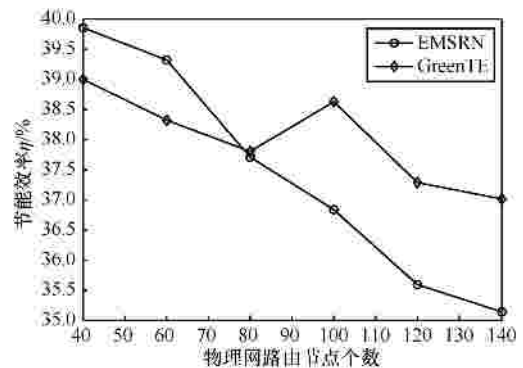


图 4 稠密拓扑图上的节能效率

同时，为了测定节能算法对网络的影响，在 NS-2 网络仿真器^[20]分别部署这 2 个算法用于数据分组级模拟。这里的仿真仅仅需要查看算法对网络链路的影响，为了方便说明问题，仅仅考虑单流的重定向问题，并将实验的拓扑设定为 5 个节点的全连接且假定这些节点之间的带宽为 2Mbit/s，然后在节点上加载符合 Pareto 分布的流量^[18]，取时间间

隔为 0.3s，分别观察链路的分组丢失率与延时并取平均值，如图 5 和图 6 所示。

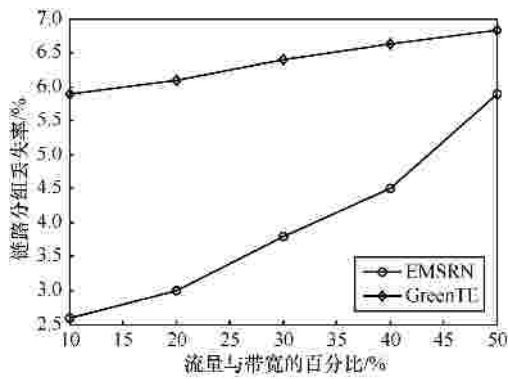


图 5 不同流量下的链路分组丢失率

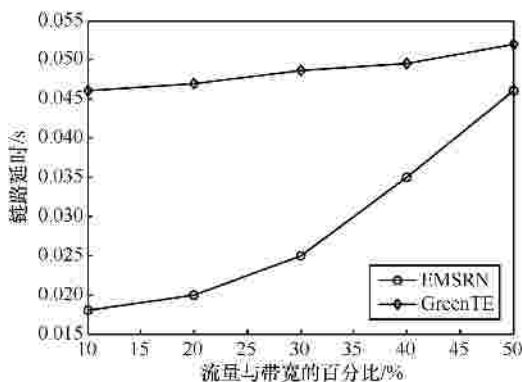


图 6 不同流量下的链路延时

5.3 性能效果分析

本文所提出的 EMSRN 算法是针对可重构网络架构而提出的，而 GreenTE 是基于当前的 IP 网的 OSPF 协议和 MPLS 协议。图 3 和图 4 给出了 2 种节能算法对网络的调度效益。

由图 3 和图 4 可知，当物理网络节点数比较少时（稀疏图节点数少于 60，稠密图节点数少于 80），EMSRN 算法的调度相当于一个全局优化算法，而 GreenTE 局限于网络的联通度局限与一个局部的搜索，因此 EMSRN 效果要优于 GreenTE；当网络的节点数比较大时，其调度效果略差。

GreenTE 实际上是一个局部最优的搜索算法，其搜索范围局限于 k -最短路径算法定义的阈值，而 EMSRN 则是在全局范围内选候选链路以及在全局范围内重新映射该链路的流量，因此，可以判断在物理网节点数较少的情况下，EMSRN 的节能效益会优于 GreenTE。但是，在拓扑图十分庞大的情况下，网络的连通度很大，因此，阈值对 k -最短路径算法的影响比较小，即一个不大的阈值便可以搜索

全网的路径，它可以近似为一个全局的最优化算法。在这种情况下，EMSRN 专注于切断 AR 的邻接链路来实现节能的目标，并没有从全网流量规划的角度去考虑总体的路径优化策略，导致了节能的效益相对于 GreenTE 略差。

从图 5 和图 6 中可以得出，EMSRN 算法相对于 GreenTE 具有较低的链路分组丢失率和延时。EMSRN 算法的本质是 FCBN 管理的一个静态路由的管理框架。当链路的路径需要改变时，仅仅需要 FCBN 计算好链路后，重新发送路由配置命令对各关联节点的路由进行重新配置即可。GreenTE 虽然利用了 MPLS 的方法来减轻 OSPF 的收敛过程对网络 QoS 的影响，但是 MPLS 的构建需要一个感知网络拓扑变化的过程和一个路由的适配过程，在这 2 个过程中，该链路中对应流量的数据分组则全被丢弃，严重影响了网络的 QoS。而 FCBN 则是根据现存的网络拓扑信息的记录进行选路，因此，没有这个感知拓扑变化的过程，从而导致了其网络延时较少，分组丢失率也较小，其分组丢失的过程主要发生在重新适配路由的时间段，GreenTE 除了该阶段没法正常提供服务外，也没有能力在感知拓扑的阶段内承担数据分组的发送，故其分组丢失率会比较大，延时也相对较大。

6 结束语

互联网中的节能必然要对物理链路或者物理路由器做休眠或者关闭等处理来实现对网络的逻辑拓扑的改造。传统的 IP 网的逻辑拓扑和物理拓扑是重叠的，切断或者休眠物理链路肯定会对逻辑拓扑造成影响，一定会在一定程度上停滞或者中断用户业务，影响 QoS 保障。这种情况下，节能的研究用途并不大。

然后，新型的可重构网络架构是下一代网络的发展方向，其路由的配置策略对网络服务的影响轻微，从而使得网络节能变为现实。本文仅仅分析了可重构网络下的节能方法，并与认可度极高的基于流量规划的节能算法——GreenTE 做了详细比较，分析了异同点和其优势。下一步的工作在于研究可重构网络下的节能协议以及如何构建一个节能的下一代新型互联网。

参考文献：

- [1] 赵昕, 兰巨龙等. 可重构网络中柔性网络配置代理服务提供模型

[J]. 信息工程大学学报, 2009, 10(1): 61-63.
 ZHAO X, LAN J L, *et al.* Model of service-oriented for flexible network configure broker in the reconfigurable network[J]. Journal of Information Engineering University, 2009, 10(1): 61-63.

[2] 陈文龙, 徐恪等. 基于构件的可重构路由开发环境[J]. 信息工程大学学报, 2009, 10(1): 28-33.
 CHEN W L, XU K, *et al.* Components-based reconfigurable routing development environment[J]. Journal of Information Engineering University, 2009, 10(1): 28-33.

[3] 姜明, 闵啸等. 逻辑承载网构建中的数学模型[J]. 信息工程大学学报, 2009, 10(1): 50-52.
 JIANG M, MIN X, *et al.* Mathematical modeling in construction of logical carrying networks[J]. Journal of Information Engineering University, 2009, 10(1): 50-52.

[4] MOSHARAF N M, CHOWDHURY K, *et al.* Virtual network embedding with coordinated node and link mapping[A]. Proc IEEE INFOCOM 2009[C]. Rio de Janeiro, Brazil, 2009. 783-791.

[5] ANDERSEN D G. Theoretical approaches to node assignment[EB/OL]. <http://www.cs.cmu.edu/~dga/>, 2002.

[6] YU M, YI Y, REXFORD J, *et al.* Rethinking virtual network embedding: substrate support for path splitting and migration[J]. Communication, 2008, 38(2): 17-29.

[7] WANG Y, *et al.* Virtual routers on the move: live router migration as a network-management primitive[A]. Proc ACM SIGCOMM 2008[C]. Seattle, USA, 2008. 231-242.

[8] KOOMEY J G. Estimating total power consumption by servers in the U S and the world[D]. Staff Scientist, Lawrence Berkeley National Laboratory and Consulting Professor, Stanford University, 2007.

[9] REVIRIEGO P, HERNANDEZ J A, LARRABEITI D, *et al.* Performance evaluation of energy efficient Ethernet[J]. IEEE Communications Letters, 2009, 13(9): 697-699.

[10] MANDVIWALLA M, *et al.* Energy-efficient scheme for multiprocessor-based router line cards[A]. Symposium on Applications and the Internet[C]. 2006.

[11] SUGISONO K, *et al.* Path Engineering for Power Consumption[R]. The Institute of Electronics, Information and Communication Engineers Technical Report NS2007-1, 2007.

[12] AKIKO Y, SATOSHI I, *et al.* A Path-based traffic control method for green network[A]. Proc of 8th APSITT[C]. Kuching, Malaysia, 2010. 1-5.

[13] YAMADA A, *et al.* A study for green network (3)-eco routing[A]. The Institute of Electronics, Information and Communication Engineers General Conference[C]. 2009.

[14] FAN J, *et al.* Dynamic topology configuration in service overlay networks: a study of reconfiguration policies[A]. Proc IEEE INFOCOM

2006[C]. Barcelona, Spain, 2006.

[15] LU J, *et al.* Efficient Mapping of Virtual Networks Onto a Shared Substrate[R]. Washington University, Tech. Rep. WUCSE-2006-35, 2006.

[16] ZHU Y, *et al.* Algorithms for assigning substrate network resources to virtual network components[A]. Proc IEEE INFOCOM 2006[C]. Barcelona, Spain, 2006.

[17] LAI P, *et al.* Configuring network topology towards energy-efficient IP networks[A]. Proc IEEE ICCSN 2011[C]. Xi'an, China, 2011.

[18] ZHANG M G, YI C, LIU B, *et al.* GreenTE: Power-aware traffic engineering[A]. Proc of 18th ICNP[C]. Kyoto, Japan, 2010. 21-30.

[19] BRITE [EB/OL]. <http://www.cs.bu.edu/brite/>.

[20] Network Simulator ns-2[EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.

作者简介：



廖生权 (1987-), 男, 湖北仙桃人, 浙江大学博士生, 主要研究方向为网络虚拟化、内容中心网和人工智能。



吴春明 (1967-), 男, 浙江萧山人, 博士, 浙江大学教授、博士生导师, 主要研究方向为网络服务质量、可重构网络和网络虚拟化。



王滨 (1978-), 男, 山东泗水人, 浙江大学博士后, 主要研究方向为宽带信息网技术、高性能路由和信息安全。



姜明 (1974-), 男, 江苏启东人, 博士, 杭州电子科技大学教授、硕士生导师, 主要研究方向为计算机网络 QoS、网络虚拟化、可重构柔性网络、内容中心网络及网络多媒体技术等。