

# 基于可信可控网络的流量工程与 覆盖网路由的合作博弈模型

王 鹏 罗军舟 李 伟 曲延盛 于 枫

(东南大学计算机科学与工程学院 南京 210096)

**摘 要** 传统网络中的流量工程和覆盖网络路由之间存在的目标冲突问题严重影响了网络的效率和稳定性. 针对该问题, 文中在可信可控网络模型的基础上提出了流量工程与覆盖网路由合作博弈模型, 将其转化为一个静态 Nash 讨价还价问题, 给出了模型的帕累托最优解, 并实现了对流量工程和覆盖网路由的一次性配置. 与以往的解决方法相比, 该模型的解具有帕累托最优性, 提高了底层网络和覆盖网的性能; 通过一次性完成对流量工程和覆盖网路由的配置, 该模型完全避免了传统方法引起的路由翻动现象, 提高了网络的稳定性. 仿真实验结果表明, 文中提出的方法优于解决同样问题的已有方法.

**关键词** 可信可控网络; 合作博弈; 流量工程; 覆盖网路由; 帕累托最优解

**中图法分类号** TP393 **DOI 号**: 10.3724/SP.J.1016.2010.01663

## A Cooperative Game Model for Traffic Engineering and Overlay Routing Based on Trustworthy and Controllable Network

WANG Peng LUO Jun-Zhou LI Wei QU Yan-Sheng YU Feng

(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 210096)

**Abstract** The objective conflict between traffic engineering in native network and overlay routing in overlay network influences the efficiency and stability of network. To solve this problem, this paper proposes a cooperative game model for traffic engineering and overlay routing based on Trustworthy and Controllable Network, which converted the objective conflict problem between traffic engineering and overlay routing into a Nash Bargaining Problem. The Pareto optimal solution to the problem is given, and the configurations to traffic engineering and overlay routing are completed at one time. Comparing with the prior methods, this model improves the efficiency of network by the Pareto optimal solution; and because the model completes the configurations to native traffic and overlay routing at one time, it completely avoids the route flaps caused by the continuous interaction between traffic engineering and overlay routing, and improves the stability of the network. The experiment result has verified that the method has better performance than prior methods.

**Keywords** trustworthy and controllable network; cooperative game; traffic engineering; overlay routing; Pareto optimal solution

收稿日期: 2010-04-26; 最终修改稿收到日期: 2010-08-08. 本课题得到国家自然科学基金(60903161, 60903162, 90912002)、国家“九七三”重点基础研究发展规划项目基金(2010CB328104)、高等学校博士学科点专项科研基金(200802860031)、江苏省自然科学基金(BK2008030)、江苏省“网络与信息安全”重点实验室(BM2003201)和“计算机网络和信息集成”教育部重点实验室基金(93K-9)资助.  
王 鹏, 男, 1983 年生, 博士研究生, 主要研究方向为下一代互联网、网络管理. E-mail: wp3891@seu.edu.cn. 罗军舟, 男, 1960 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究领域为下一代网络体系结构、协议工程、网络安全与管理、网格计算. 李 伟, 男, 1978 年生, 博士, 讲师, 主要研究方向为下一代互联网、网络管理、服务计算. 曲延盛, 男, 1982 年生, 博士研究生, 主要研究方向为下一代互联网、资源控制. 于 枫, 女, 1974 年生, 博士研究生, 讲师, 主要研究方向为下一代互联网、网络管理.

## 1 引 言

传统网络中,在一个自治域(Autonomous System, AS)内,为了平衡网络的流量以更有效地利用资源,ISP(Internet Service Provider)利用流量工程(traffic engineering)对底层网络流量进行规划,以降低网络流量对少数热门链路的过度依赖;另一方面,运行在应用层上的网络服务为了获得较好的性能,在底层网络路由的基础上构建了覆盖网,并在覆盖网上维护独立的路由表并进行路由选择,实现覆盖网路由(overlay routing).然而,在流量工程的目标和覆盖网路由的目标之间存在冲突:流量工程的目标是平衡网络上各条链路的负载,以期达到全网的负载均衡;而覆盖网路由总是选择最短路径(如延迟最短的路径),造成流量总是集中在少数路径上,这就造成了流量工程与覆盖网路由的目标冲突.这种冲突的存在使得流量工程需要不断地配置新的底层路由,而覆盖网路由也需要不断地在流量工程配置的新底层路由的基础上进行新的覆盖网路由计算,如此循环下去,不仅极大地影响了网络的效率<sup>[1-3]</sup>,同时也造成了网络路由不断变化的路由翻动(routing flap)现象,从而影响了网络的稳定性.研究表明这种路由翻动现象要经过成百上千次的流量工程和覆盖网路由的交互才能达到稳定<sup>[4]</sup>,并且在稳定点上,流量工程和覆盖网路由取得的效率都很低<sup>[2]</sup>.

目前已经有很多文献利用非合作博弈的方法对AS内流量工程和覆盖网路由之间的冲突问题进行了研究<sup>[1-3]</sup>,然而该类算法由于非合作博弈的限制,不能避免流量工程和覆盖网路由不断交互造成的路由翻动现象.另外,Seetharaman<sup>[4-5]</sup>提出了一类基于领导者优先策略的算法,该算法类似于Stackelberg博弈<sup>[6]</sup>,将流量工程或者覆盖网路由的其中一方作为领导者,另一方作为跟从者,在该策略中,领导者的决定不能被更改.该类算法可以在少数几次交互后达到流量工程和覆盖网路由的平衡点,在一定程度上解决了流量工程和覆盖网路由冲突带来的网络路由翻动问题,但是使用该算法仍然会造成一段时间内的路由翻动,且该算法得到的性能不是帕累托最优的.出现流量工程与覆盖网路由冲突以及由此造成的一系列问题的根本原因在于在当前网络体系架构下,流量工程和覆盖网路由分别处在不同的网络层次上,它们的决策逻辑是相互独立的<sup>[7-9]</sup>,并且

彼此之间缺少对跨层信息的了解,在这种情况下要解决流量工程与覆盖网路由冲突问题将是非常困难的.

近年来,随着网络技术和应用的飞速发展,互联网出现了复杂异构的特点,出现了诸多难以在当前网络解决的可控性问题,上述的流量工程和覆盖网的目标冲突问题就是其中较为典型的一例.为了从根本上解决当前网络的不可控问题,对下一代网络架构的研究越来越成为人们研究的热点,其中,Greenberg<sup>[10-11]</sup>等提出了4D网络控制模型(后文简称4D模型),将网络控制和网络管理集中起来,并将网络控制的4个环节映射成4个层面:决策层、发现层、数据层和分发层,将网络控制逻辑从数据传输中分离出来,颠覆了传统的网络控制的结构,提高了网络的控制能力.在国内,清华大学的林闯教授<sup>[12-13]</sup>首先对下一代网络的可信可控进行了研究,提出了可信可控可扩展的下一代互联网的体系结构,并对可控网络的关键性问题进行了讨论,为可信可控网络的研究建立了基础.

基于4D模型<sup>[10-11]</sup>,我们项目组提出了可信可控网络模型<sup>[14-15]</sup>,在一个AS内将网络的控制逻辑与网络数据传输分离,把传统网络中各层的网络控制逻辑全部集中到一个决策层上,为传统网络建立一个统一的网络控制层面,负责为传统网络中各个层面产生控制逻辑并分发到各个层面,传统网络的各个层面只负责传输数据.可信可控网络模型实现了网络控制与数据传输的分离,提高了网络决策的全局最优性和网络的可控性.可信可控网络模型的建立为解决流量工程和覆盖网路由的目标冲突问题提供了一个较好方法:(1)可信可控网络实现了对网络的跨层统一控制,可以将两者独立冲突的规划目标统一到可信可控网络的决策节点上,便于权衡两者的利益,从而实现网络效率的最优化;(2)由于可信可控网络中的决策节点拥有全网一致性视图,在决策过程中能够得到准确的流量状态信息,有利于实现对流量工程和覆盖网路由进行更准确的计算;(3)在可信可控网络中统一决策的基础上可以实现对网络的一次性配置,能够有效避免传统网络中两者多次交互造成的路由翻动现象,从而提高网络的稳定性.

基于以上分析,针对流量工程和覆盖网路由冲突问题,本文基于可信可控网络模型提出了流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型(Cooperative game Model for Traffic engineering and Overlay routing

based on trustworthy and controllable network, CMTO), 并给出了模型的解以及解的性质. 该模型将流量工程与覆盖网路由之间的目标冲突问题转化为一个静态 Nash 讨价还价问题, 并在可信可控网络模型中的决策层中对该问题进行求解, 然后根据模型的解对底层网络层流量工程和网络的应用层覆盖网选路进行一次配置. 本文提出的基于可信可控网络的流量工程和覆盖网路由的合作博弈模型具有以下 3 个特点: (1) 该模型基于可信可控网络实现了对处在网络层的流量工程和处在应用层的覆盖网路由的跨层统一控制, 避免了两者在决策过程中的冲突问题. (2) 由于该模型利用了合作博弈理论来解决流量工程和覆盖网路由的冲突问题, 与传统的利用非合作博弈的算法所取得的 Nash 均衡解以及优先策略取得的解相比, 该模型得到的解具有帕累托最优性, 提高了网络的性能. (3) 由于在该模型基于可信可控网络, 决策节点可以对底层网络和覆盖网路由进行一次配置以后, 流量工程和覆盖网路由就会达到平衡点, 不会再产生新的交互, 从而克服了非合作博弈算法收敛慢的弱点, 避免了由于流量工程和覆盖网路由不断交互造成的网络翻动现象, 提高了网络的稳定性.

本文第 2 节对关于流量工程和覆盖网路由的相关知识进行介绍; 第 3 节介绍基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的合作交互模型; 第 4 节给出基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型, 不仅给出该模型的解, 还对解进行分析; 第 5 节通过仿真实验, 将基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由合作博弈模型与以往算法进行比较; 第 6 节对全文进行总结, 并对未来工作进行展望.

## 2 相关知识

研究人员利用非合作博弈模型的算法对流量工程和覆盖网路由的冲突问题进行了很好的研究, 为了便于问题的描述和研究, 本文继承了以往传统的问题表述方法.

### 2.1 形式化描述

为了研究流量工程与覆盖网路由的冲突问题, 文献[2]对其中使用的参数进行了统一的标识, 并且给出了在非合作博弈的情况下, 流量工程与覆盖网路由独立决策各自的最优化模型. 在本文中, 将沿用文献[2]中对问题的表示方法, 为了文章的完整性,

给出其描述方法如下:

用  $G = (V, E)$  表示底层网络, 用  $G' = (V', E')$  表示覆盖网. 在覆盖网中, 相邻的覆盖网节点之间通过逻辑链路进行连接, 一条逻辑链路  $(i', j')$  对应着底层网络中的一条从节点  $i$  到节点  $j$  的路径, 逻辑链路组成逻辑路由. 如图 1 所示, 底层网络节点  $A, G, E, H$  组成了一个覆盖网, 在覆盖网中, 分别用  $A', G', E'$  和  $H'$  进行表示, 逻辑链路  $(A', G')$  和  $(G', H')$  组成一条从  $A'$  到  $H'$  的逻辑路由.

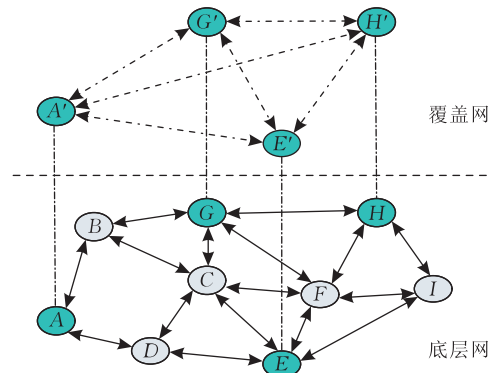


图 1 底层网上的覆盖网实例

在底层网络中, 我们用  $a$  表示一条物理链路  $a = (i, j)$ ,  $C_a$  表示链路  $a$  的可用带宽,  $l_a$  表示在链路  $a$  上的流量.  $d(s, t)$  表示从节点  $s$  到节点  $t$  的流量, 其中包括由于覆盖网流量产生的流量  $d_{\text{overlay}}^{(s,t)}$  和下层网络中非覆盖网流量产生的流量  $d_{\text{under}}^{(s,t)}$ ,  $d(s, t) = d_{\text{overlay}}^{(s,t)} + d_{\text{under}}^{(s,t)}$ ,  $v_a^{(s,t)}$  表示  $d(s, t)$  在链路  $a$  上的流量,  $f_a^{(s,t)}$  表示从节点  $s$  到节点  $t$  的流量在链路  $a$  上的比例, 则有  $v_a^{(s,t)} = f_a^{(s,t)} d(s, t)$ . 在链路  $a$  上的流量为

$$\begin{aligned} l_a &= \sum_{(s,t)} v_a^{(s,t)} = \sum_{(s,t)} f_a^{(s,t)} d(s, t) \\ &= \sum_{(s,t)} f_a^{(s,t)} (d_{\text{overlay}}^{(s,t)} + d_{\text{under}}^{(s,t)}) \end{aligned} \quad (1)$$

在覆盖网中, 用户可以自己选择路由算法, 即覆盖网路由算法是独立于底层网络上的路由算法的. 在覆盖网路由算法中,  $d(s', t')$  表示在覆盖网上从  $s'$  到  $t'$  的覆盖网流量;  $P(s', t')$  表示从  $s'$  到  $t'$  的覆盖网路由集合, 如图 1 中, 从  $A'$  到  $H'$  的逻辑路由由包括 3 条,  $P(A', H') = \{A' \rightarrow G' \rightarrow H', A' \rightarrow H', A' \rightarrow E' \rightarrow H'\}$ ;  $p$  表示一条逻辑路由  $p \in P(s', t')$ ,  $q$  表示一条逻辑链路; 令  $F_q^{(s', t')}$  表示  $(s', t')$  在逻辑链路  $q$  上的传输的流量占总流量  $d(s', t')$  的比例; 用  $C'_q$  表示逻辑链路  $q$  的带宽,  $l'_q$  表示逻辑链路  $q$  的负载, 则  $l'_q = \sum_{(s', t')} F_q^{(s', t')} d(s', t')$ .

### 2.2 流量工程的最优化模型

在一个 AS 内, ISP 为了提供更多更好的服务,

需要保证网络的负载均衡, 流量工程作为 ISP 平衡网络负载的工具, 实现方法有很多, 可以用 MPLS<sup>[16]</sup>对两个节点间流量进行分割, 通过多个预先配置的通道实现两点流量传输; 也可以利用优化 OSPF<sup>[17-18]</sup>权重的方法实现流量工程.

流量工程追求的目标是平衡全网的负载, 具体有两种度量标准, 一个是追求全网所有链路最大负载的最小化; 另一个是追求全网平均时延最小化, 由于全网的总延迟可以很好地反映全网平均时延, 为了表述方便, 在后文中我们直接用最小化全文总时延作为流量工程的规划目标. 由于两种度量标准追求的目标不一样, 故其效用函数也不一样, 下面我们分别给出其形式化的描述方法.

**最小化全网最大链路负载.** 文献[4]把全网最大链路负载作为衡量全网流量平衡的一个标准, 在底层网络中每条链路的流量由式(1)给出, 则流量工程的效用函数为

$$TE = \max_{a \in E} \frac{l_a}{C_a} \quad (2)$$

**最小化全网的平均延迟.** 可以利用全网总时延作为反映网络平均延迟的一种方法<sup>[2]</sup>, 在一条链路上的时延分为两部分: 一部分是传播时延, 由于传播时延很短, 为了简化模型, 我们不考虑传播时延; 另一部分是排队时延, 一般采用 M/M/1 模型来计算在该链路上的排队时延<sup>[17]</sup>: 设一条链路  $a$ , 其链路带宽为  $C_a$ , 负载为  $l_a$ , 那么每个包的平均延迟为  $1/(C_a - l_a)$ , 因此在该链路上的延迟为  $l_a/(C_a - l_a)$ . 最小化全网总延迟为目标的流量工程的效用函数为

$$TE = \sum_{a \in E} \frac{l_a}{C_a - l_a} \quad (3)$$

虽然两种度量标准的效用函数不一样, 但是它们的最优化模型可以利用统一的形式进行描述, 下面给出流量工程的最优化模型:

$$\min TE \quad (4)$$

$$\text{s. t. } 0 \leq f_a^{(s,t)} \leq 1;$$

$$\sum_{a: d(a)=y} f_a^{(s,t)} - \sum_{a: s(a)=y} f_a^{(s,t)} = \begin{cases} 1, & y=t \\ -1, & y=s \\ 0, & \text{其它} \end{cases} \quad (5)$$

$$l_a \leq C_a$$

$$\text{variable } f_a^{(s,t)}$$

其中,  $TE$  表示流量工程决策的效用函数. 式(5)表示当  $y$  是从  $s$  到  $t$  路径上的中间节点, 那么从  $s$  到  $t$  流出  $y$  的流量与流入  $y$  的流量相等; 当  $y$  是从  $s$  到  $t$  流量的源节点 ( $a$  是  $(s, t)$  经过的第一条链路) 时,

$(s, t)$  流入  $y$  的流量为 0, 且所有流量都经过链路  $a$ , 故  $\sum_{a: d(a)=y} f_a^{(s,t)} - \sum_{a: s(a)=y} f_a^{(s,t)} = -1$ ; 同理当  $y$  是从  $s$  到  $t$  流量的源节点时,  $\sum_{a: d(a)=y} f_a^{(s,t)} - \sum_{a: s(a)=y} f_a^{(s,t)} = 1$ .

根据流量工程规划时候的目标不同, 可以选择不同的度量标准, 比如文献[2, 4]分别采用了两种不同的标准, 为了便于进行统一的比较, 本文采用最小化全网平均时延作为流量工程的度量标准.

### 2.3 覆盖网路由的最优化模型

覆盖网路由的目标是通过通过对  $\{F_q^{(s', t')}\}$  的分配以最小化所有用户的平均延迟, 设  $latency(s', t')$  表示从  $s'$  到  $t'$  的时延, 则覆盖网路由的效用函数可以表示为

$$OL = \sum_{(s', t') \in V' \times V'} latency(s', t') \quad (6)$$

由于在覆盖网中, 一对  $(s', t')$  之间存在多条逻辑路由, 设每条逻辑路由上的时延为  $delay(q)$ , 一条路由上的时延可以分为传播时延和排队时延, 由于传播时延很短, 因此为了简化模型, 我们将忽略传播时延, 只考虑排队时延, 则从  $s'$  到  $t'$  的排队时延  $latency(s', t') = \sum_{q \in E'} delay(q)$ . 在服务覆盖网中, 用户可以利用自己对网络的认识来为自己计算覆盖网路由, 但是较为理想的情况是由一个掌握整个覆盖网信息的中心节点为其计算覆盖网路由. 在这种情况下, 覆盖网路由的计算模型可以表示为一个最优化问题:

$$\min OL \quad (7)$$

$$\text{s. t. } 0 \leq F_q^{(s', t')} \leq 1$$

$$\sum_{q: d(q)=y} F_q^{(s', t')} - \sum_{q: s(q)=y} F_q^{(s', t')} = \begin{cases} 1, & y=t' \\ -1, & y=s' \\ 0, & \text{其它} \end{cases} \quad (8)$$

$$l'_q \leq C'_q$$

$$\text{variable } F_q^{(s', t')}$$

其中式(8)与式(5)类似.

### 2.4 覆盖网路由与流量工程冲突问题

在传统网络中, 流量工程和覆盖网路由是相互独立的, 其交互模型如图 2 所示, 流量工程为底层网络规划全网流量 (包括覆盖网流量和非覆盖网流量), 其目标是为了均衡各个网络链路的流量, 利用流量工程最优化模型 (式(4)) 为底层网络进行流量规划; 而覆盖网路由位于应用层构建的虚拟逻辑网中, 根据覆盖网的逻辑链路状态利用覆盖网路由最优化模型 (式(7)) 为覆盖网计算路由.

然而, 流量工程和覆盖网路由相互独立工作的

模式存在以下缺点<sup>[4]</sup>：(1) 双方目标冲突. 在覆盖网上为了能够找到最短路径, 会有多条覆盖网路由路径使用一条链路, 从而引起该链路的负载过重, 与流量工程目标冲突. (2) 误导流量矩阵估计. 流量工程是基于全网的流量矩阵的, 而覆盖网的引入使得 ISP 对全网的流量矩阵很难进行准确的估计<sup>[3,17]</sup>. (3) 多次交互引发网络抖动. 流量工程与覆盖网路由互相影响, 流量工程做一次规划后, 覆盖网的逻辑拓扑图状态会发生变化, 这就会导致覆盖网路由先前计算的最短路径可能不是在拓扑状态发生变化以后的最短路径, 需要再次为覆盖网流量计算路由; 而由于覆盖网流量路由的改变又影响了底层网络各个链路的负载导致了下一轮的流量工程规划. 这种覆盖网路由与流量工程的不断交互导致网络上出现频繁的路由翻动现象, 从而影响了网络的效率和稳定性<sup>[4]</sup>.

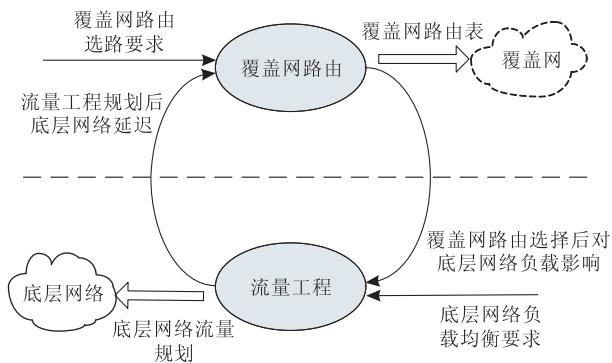


图2 传统网络中覆盖网路由与流量工程独立交互模型

### 3 基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的交互模型

在传统网络中, 由于覆盖网在构建完成以后, 覆盖网可以自由选择路, 也就是说覆盖网路由和流量工程是相互独立的; 另外, 处在传统网络严格的分层体系结构下, 彼此之间缺少足够的跨层信息, 在决策之前不知道自己做出一个决策后对方是怎样的反应, 因此覆盖网路由和流量工程很难进行合作. 本文提出一个在可信可控网络模型中流量工程与覆盖网路由的交互模型, 在可信可控网络的决策层对覆盖网路由与流量工程进行同时决策, 实现双方信息的全共享, 在网络架构上为双方实现合作博弈提供基础. 本节将先对可信可控网络模型进行介绍, 然后将介绍可信可控模型可信可控网络模型下的流量工程与覆盖网路由的交互模型, 并与传统的交互模型进行比较.

#### 3.1 可信可控网络模型

随着网络的不断发展, 网络控制变得越来越复杂, 这种网络控制的复杂性造成了当前网络的不可控问题. 为了从根本上解决网络的不可控问题, 在兼顾对传统网络兼容性的前提下, 我们在不破坏现有的 OSI 七层体系结构以及 TCP/IP 四层体系结构基础上, 增加了一个可信可控四层逻辑结构, 从而实现网络组元及用户行为的可预期可管理. 如图 3 所示, 可信可控网络模型包括“决策层”、“观测层”、“资源层”和“可信接口层”4 个层次; 其中“可信接口层”以协议跨层的方式实现现有网络体系与资源层的交互; “资源层”表示网络的底层, 包括路由器、主机、用户等; “观测层”对“资源层”进行描述, 为决策层提供一个具有较好一致性及可观性的视图, 并为网络控制提供抽象接口; “决策层”根据可观测视图, 从系统当前态势及全局利益最大化角度出发提出控制方案, 通过接口层提供给网络, 达到控制的目的, 同时给出该时刻各组元的信度, 以信任流的形式通过可信接口层提供给观测层.

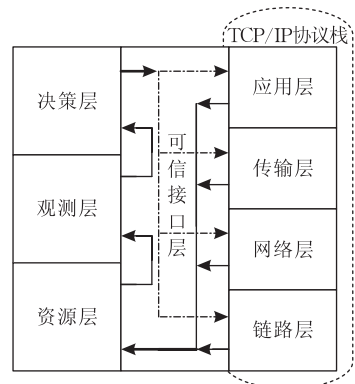


图3 可信可控网络模型

与传统网络相比, 可信可控网络模型具有以下优势: (1) 可信可控网络能够实现全网级别的控制目标. 由于可信可控网络具有集中的决策层面, 这个决策层面集成了所有网络级别的控制机制, 因而可以消除各个控制机制之间的决策冲突, 如域内路由与域间路由的冲突, 路由机制与安全机制的冲突, 并且加强各个控制机制之间的合作. (2) 可信可控网络能够容纳各种异构网络体系. 可信可控网络并不涉及网络传输的细节, 只是针对网络控制结构, 因而可信可控网络能够在各种网络环境中实现. (3) 可信可控网络具有可演化性. 由于可信可控网络将复杂的网络控制, 如路由控制等, 从路由器等交换设备上剥离并集中到决策层面, 网络可以添加一些复杂的 QoS 控制机制并且不会对路由器造成负担, 因而

方便网络进一步发展.

### 3.2 基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的交互模型

由于可信可控网络模型将网络控制独立出来集中到网络控制节点的决策层上,本文将流量工程和覆盖网路由也集中到决策层上,在决策层上构建了流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型,提出了可信可控网络模型中流量工程与覆盖网路由的合作交互模型,如图 4 所示,流量工程与覆盖网路由在决策层实现了彼此信息的全部共享,流量工程和覆盖网路由不需要像传统网络中不断交互才能最终达到平衡,在可信可控的覆盖网路由与流量工程合作交互模型中,决策层直接根据两者的目标进行合作博弈,并根据合作博弈模型的结果为覆盖网计算覆盖网路由,同时为底层网络做好流量工程规划.

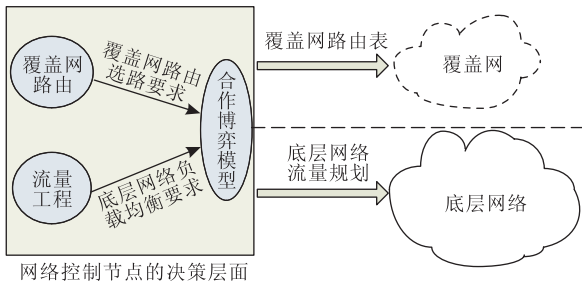


图 4 基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由合作交互模型

图 4 中给出的合作交互模型为构建覆盖网路由与流量工程合作博弈模型的实现在网络体系结构上提供了基础. 该模型解决了传统网络中流量工程与覆盖网路由独立的交互模型存在的 3 个问题: (1) 将两者独立冲突的规划目标统一到一个合作博弈模型中, 避免了两个目标冲突; (2) 由于合作交互模型进行决策基于的流量矩阵没有受到流量工程和覆盖网路由多次交互的影响, 故避免了传统网络中被误导的流量矩阵对决策结果造成的影响; (3) 在该交互模型下, 流量工程和覆盖网路由的工作由决策层一次性完成, 这样就避免了由于流量工程与覆盖网路由的不断交互造成的网络上频繁出现的路由翻动现象, 大大提高了网络稳定性.

另外, 值得说明的是, 在传统网络中如果不采取任何措施, 在网络流量需求不变的情况下, 流量工程与覆盖网路由需要经过几百次甚至上千次的交互, 网络才能达到路由稳定. 在 Seetharaman 提出的基于优先策略的算法<sup>[4]</sup>中, 已经在一定程度上解决了传统网络下的路由翻动问题, 从其提供的实验结果

看, 该算法在理想条件下可以在流量工程与覆盖网路由交互有限次后即可使网络路由达到稳定. 但是由于基于优先策略的算法仍然基于传统网络中的流量工程与覆盖网路由独立交互模型, 使得流量工程与覆盖网路由的交互是不可避免的, 因此在该算法中路由翻动现象仍然是不可避免的. 与基于优先策略的算法比较, 本文提出的合作交互模型一次性实现了网络流量工程与覆盖网路由配置, 避免了多次的网络路由翻动现象. 在第 5 节中, 我们将通过仿真实验将我们提出的算法与传统的算法进行比较, 验证我们的结论.

## 4 基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型

在上文中提出的合作交互模型将流量工程规划和覆盖网路由计算都放在可信可控网络模型的决策层, 由一个决策实体对流量工程和覆盖网路由同时进行决策, 为流量工程和覆盖网路由实现合作博弈提供了基础. 在本节中我们将利用 Nash 的讨价还价模型实现流量工程与覆盖网路由的合作博弈.

### 4.1 模型的形式化描述

由于流量工程与覆盖网路由都由决策层统一进行计算, 为了让双方达到利益的最大化, 双方可以通过相互合作来实现“双赢”. 由于在决策层双方实现了信息全共享, 因此可以利用 Nash 讨价还价模型建立基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型, 双方通过讨价还价最终达到一个“双赢”的解, 以期取得比单独行动更高的收益.

假设模型的初始博弈点为  $(TE^0, OL^0)$ , 博弈的初始点可以认为是双方合作博弈的底线, 双方都期望得到优于初始点的收益, 在本文中, 覆盖网路由和流量工程希望通过合作达到一个优于初始博弈点的解, 设为  $(TE^*, OL^*)$ , 则要求  $(TE^*, OL^*) \leq (TE^0, OL^0)$ , 我们称  $(TE^*, OL^*)$  为覆盖网路由与流量工程合作博弈的 Nash 讨价还价解. 为了得到  $(TE^*, OL^*)$ , 利用合作博弈的结论求解如下模型:

$$\max (TE^0 - TE)(OL^0 - OL) \quad (9)$$

其约束条件与 (4)、(7) 相同, 求解的变量为  $f_a^{(s,t)}$ ,  $F_q^{(s',t')}$ . 设  $S$  为模型的求解范围, 即  $TE$  和  $OL$  的取值范围, 模型 (9) 的解是由初始博弈点和模型取值范围  $S$  决定的, 故为了描述方便, 模型 (9) 可以用一个抽象函数  $\varphi(S, TE^0, OL^0)$  进行表示, 则  $(TE^*, OL^*) = \varphi(S, TE^0, OL^0)$ .

式(9)利用 Nash 讨价还价模型建立了流量工程和覆盖网路由的合作博弈模型,将双方的独立决策变为由决策层统一决策.这种通过合作博弈的方式进行合作的算法,提高了博弈双方的收益,合作博弈结果的优势我们将在第 4.4 节中给出.

#### 4.2 模型求解

根据文献[19],基于可信可控网络的流量工程与覆盖网路由的合作博弈模型(9)与下式的解是等价的:

$$\min TE + \alpha OL \quad (10)$$

其中  $\alpha$  是一个常数,表示  $TE$  和  $OL$  在决策结果中所占的比例.在式(10)的求解过程中,我们利用分段线性函数来近似一条链路上的排队时延  $\frac{l_a}{C_a - l_a}$ <sup>[17]</sup>,如下式:

$$\Phi_a(l_a) = \begin{cases} k_a^1 l_a + b_a^1, & l_a \in [0, l_a^1) \\ \dots & \\ k_a^m l_a + b_a^m, & l_a \in [l_a^{m-1}, C_a] \end{cases} \quad (11)$$

式(11)是一个分段递增的线性凸函数,其中  $k_i$  随着  $l$  的增大而增大,即满足  $k_i > k_j (i > j)$ .利用式(11)流量工程的效用函数  $TE$ (式(3))和覆盖网路由的效用函数  $OL$ (式(6))就变成了分段线性凸函数,则式(10)是一个分段线性凸函数.

求解式(10)的关键问题在于如何将其转化为常见的规划问题,在本文中我们利用引入分段变量的方式将转化为一个线性规划问题,然后再利用求解线性规划通用的单纯形法对所得的线性规划问题进行求解.为了便于求解,我们首先以  $l_a$  和  $l'_q$  作为变量进行求解,然后再通过  $l_a$ ,  $l'_q$  和  $F_q^{(s',t')}$ ,  $f_a^{(s,t)}$  的关系,求得  $F_q^{(s',t')}$ ,  $f_a^{(s,t)}$ .式(10)的求解过程如以下 3 个步骤:

第 1 步.将式(10)转化成一个线性规划问题:首先式(11)表示的分段函数可以转化为

$$\begin{aligned} \Phi_a(l_a) &= \Phi_a(l_a^j) + k_a^j (l_a - l_a^j), \\ l_a^j &\leq l_a \leq l_a^{j+1}, \quad j=1,2,\dots,m, \\ \Phi_a(l_a^j) &= b_a^j \end{aligned} \quad (12)$$

对每个变量  $l_a$  引入分段变量  $l_{ai}^j (i=1,2,\dots,m), 0 \leq l_{ai} \leq l_a^{i+1} - l_a^i$ ,且  $l_a = \sum_{i=1}^m l_{ai}$ ,则将  $l_a = \sum_{i=1}^m l_{ai}$  代入

$\sum_{a \in E} \Phi_a(l_a)$ ,经化简后可得

$$\sum_{a \in E} \Phi_a(l_a) = \Phi_0 + \sum_{a \in E} \left( \sum_{i=1}^m k_a^i l_{ai} \right),$$

其中  $\Phi_0$  是一个常数.将式(10)化简后可得

$$\begin{aligned} TE + \alpha OL &= \sum_{a \in E} \Phi_a(l_a) + \alpha \sum_{(s',t') \in V' \times V'} \sum_{q \in E'} delay(q) \\ &= \sum_{a \in E} (\Phi_a(l_a) + \alpha \delta_{aq} \Phi_a(l'_q)) \\ &= \Phi_0 + \sum_{a \in E} \sum_{i=1}^m k_a^i (l_{ai} + \alpha \delta_{aq} l'_{qi}), \end{aligned}$$

其中  $\Phi_0$  是一个常数,当  $a \in q$  时,  $\delta_{aq} = 1$ ; 当  $a \notin q$  时,  $\delta_{aq} = 0$ .通过一系列的变换以后,分段线性凸规划式(10)转化成了一个如下式表示的关于新增变量  $l_{ai}$  和  $l'_{qi}$  的线性规划:

$$\min \left\{ \Phi_0 + \sum_{a \in E} \sum_{i=1}^m k_a^i (l_{ai} + \alpha \delta_{aq} l'_{qi}) \right\} \quad (13)$$

第 2 步.利用单纯形法对线性规划问题进行求解:单纯形法是求解线性规划问题通用的一种方法,具体计算方法可以参考文献[20],由于篇幅原因本文将不做赘述.

第 3 步.利用第 2 步求得的分段变量的解求得最终解:在上一步中,我们利用单纯形法求得了分段变量的  $l_{ai}$  和  $l'_{qi}$ ,求解式(14)表示的方程组:

$$\begin{cases} l'_q = \sum_{(s',t')} F_q^{(s',t')} d(s',t') \\ l_a = \sum_{(s,t)} f_a^{(s,t)} (d_{\text{overlay}}^{(s,t)} + d_{\text{under}}^{(s,t)}) \\ l_a = \sum_{i=1}^m l_{ai} \\ l'_q = \sum_{i=1}^m l'_{qi} \end{cases} \quad (14)$$

可求得式(9)的最优解.

需要说明的是:(1)在式(10)中,根据流量工程的衡量标准的不同,流量工程的效用函数  $TE$  可以选择式(2)也可以选择式(3).为了对算法进行统一比较,本文选择式(3)作为  $TE$  的效用函数,即以最小化全网总时延作为流量工程的规划目标.(2)在初始博弈点  $(TE^0, OL^0)$  的选择上,我们可以选择在非合作博弈的情况下流量工程和覆盖网路由取得的 Nash 均衡解作为式(10)初始博弈点  $(TE^0, OL^0)$ ,这样就可以认为双方不满足独立决策得到的延迟而开始合作,以期得到的最优收益.(3)在式(10)中的  $\alpha$  可以根据需要进行调整,在本文中,我们选择覆盖网的流量占底层网络流量的比例作为  $\alpha$  的值.

#### 4.3 合作博弈模型解的性质

根据 Nash 讨价还价模型解<sup>[19]</sup>的性质,我们可以自然得到在流量工程和覆盖网路由的合作博弈模型得到的解  $(OL^*, TE^*)$ ,则  $(OL^*, TE^*)$  具有以下性质.

**帕累托最优性.**  $(OL^*, TE^*)$  具有帕累托最优性, 即  $OL^* \leq OL_0, TE^* \leq TE_0$  且至少有个是严格符合不等式. 该性质说明了流量工程和覆盖网路由在不损害对方利益的情况下, 至少有一方降低了自己的耗费.

**对称性.** 如果双方博弈满足以下两个条件: (1) 初始博弈点对称, 即  $OL_0 = TE_0$ ; (2)  $OL$  和  $TE$  的决策域相同; 那么  $OL^* = TE^*$ . 这条性质保证了双方合作博弈的公平性, 在初始条件相同的情况下, 通过合作博弈, 流量工程获得的效用值与覆盖网路由的效用值应该相等.

**效用值线性转换的不变性.** 如果对双方的效用函数进行线性转换, 那么在转换后的合作博弈中双方取得的最优解也应该可以由原来的解通过相应的线性变换得到. 即由  $(k_1 \cdot OL + l_1, k_2 \cdot TE + l_2)$  组成的合作博弈模型的解为  $(k_1 \cdot OL^* + l_1, k_2 \cdot TE^* + l_2)$ . 这说明在网络条件发生变化后, 博弈双方只要根据网络变化做出相应的调整即可重新达到稳定.

**不相关扩展的独立性.** 如果存在  $T \subseteq S$ , 使得  $(TE^*, OL^*) = \varphi(S, TE^0, OL^0)$ , 满足  $(TE^*, OL^*) \in T$ , 那么有  $(TE^*, OL^*) = \varphi(T, TE^0, OL^0)$ . 该性质表示如果双方在决策域  $S$  范围内取得的解为  $(TE^*, OL^*)$ , 那么在更小的范围  $T (T \in S)$  内, 如果满足  $(TE^0, OL^0) \in T, (TE^*, OL^*) \in T$ , 那么  $(TE^*, OL^*)$  也是  $T$  内的最优解. 这说明博弈与剩余域  $S-T$  是不相关的.

**单调性.** 如果  $T \subseteq S$ , 则有  $\varphi(S, TE^0, OL^0) \leq \varphi(T, TE^0, OL^0)$ . 这符合决策范围越大取得的收益就越大直观认识, 在流量工程和覆盖网路由的合作博弈模型中表示  $TE$  和  $OL$  的取值范围越大, 那么双方取得的收益就会越大.

#### 4.4 合作博弈模型解的优势

**定理 1.** 合作博弈模型的解优于传统的非合作博弈的 Nash 均衡解.

证明. 该定理由合作博弈模型的帕累托最优性明显可得. 证毕.

**定理 2.** 合作博弈模型的解优于领导者优先算法取得的平衡解.

证明. 首先, 证明合作博弈模型的解优于文献[4]给出的覆盖网路由优先友好算法取得的平衡解.

设覆盖网路由优先友好算法的平衡解为  $(TE^{0'}, OL^{0'})$ , 在覆盖网路由优先友好算法中, 覆盖网路由选择的优化模型为式(7), 且在式(7)的对

$\forall q \in E'$  约束条件中加入了新的约束条件

$$\sum_{(s,t)} d_{\text{overlay}}^{(s,t)} \leq \text{availbw}(q) - \min_{\forall q \in E'} (\text{availbw}(q)),$$

其中  $\text{availbw}(q)$  表示在覆盖网上逻辑链路  $q$  的可用带宽; 而流量工程的优化模型为式(4). 设在覆盖网路由优先友好算法中覆盖网路由与流量工程的决策范围  $(TE, OL) = T$ , 而式(7)中未加入新的约束条件前覆盖网路由与流量工程的决策范围  $(TE, OL) = S$ , 显然  $T \subseteq S$ . 在覆盖网路由优先友好算法给出的优化模型的基础上, 利用式(9)在  $T$  上构建一个合作博弈模型  $\varphi(T, TE^{0'}, OL^{0'})$ , 设其解为  $(TE^{*'}, OL^{*'}) = \varphi(T, TE^{0'}, OL^{0'})$ , 则根据合作博弈模型解的帕累托最优性可知:  $(TE^{*'}, OL^{*'}) < (TE^{0'}, OL^{0'})$ . 本文给出的合作博弈模型是在决策范围  $S$  上构建的一个合作博弈模型  $(TE^*, OL^*) = \varphi(S, TE^{0'}, OL^{0'})$ , 由合作博弈模型解的单调性可知  $(TE^*, OL^*) \leq (TE^{*'}, OL^{*'})$ . 故  $(TE^*, OL^*) \leq (TE^{*'}, OL^{*'}) < (TE^{0'}, OL^{0'})$ . 故合作博弈模型的解优于文献[4]给出的覆盖网路由优先友好算法取得的平衡解的结论得证.

其次, 文献[4]给出的另外 3 种领导者优先算法(覆盖网路由优先敌对算法、流量工程优先友好算法和流量工程优先敌对算法)与覆盖网路由优先算法类似, 都是在领导者的优化模型中加入新的约束条件来求得平衡解, 合作博弈模型的解优于这 3 种算法取得的平衡解的证明过程与上述证明其优于覆盖网路由优先算法的过程类似.

综合上述, 合作博弈模型的解优于领导者优先算法取得的平衡解. 证毕.

从定理 2 的证明过程可以看出, 文献[4]给出的覆盖网路由优先友好算法本质上是一个非合作博弈模型, 其与文献[2]给出的利用传统非合作博弈模型的算法唯一的不同是在优先者(在覆盖网路由优先算法中的优先者是覆盖网路由)的规划模型中加入了一个约束条件. 上述两个定理在理论上证明了流量工程和覆盖网路由的合作博弈模型取得的解优于传统的非合作博弈的 Nash 均衡解和领导者优先算法的平衡解.

## 5 仿真实验

### 5.1 实验环境

为了进一步比较 CMTO 与传统非合作博弈模型(NonCo)<sup>[2]</sup>、基于领导者优先策略的算法(PS)<sup>[4]</sup>

的以及传统网络中的合作博弈(CCDT)<sup>[21]</sup>的性能,我们构建了统一的实验环境,利用统一的度量标准分别对4种算法进行了仿真实验.其中采用NS2作为仿真实验环境,拓扑结构使用GT-ITM随机产生一个20个节点的底层网络并在20个节点中随机抽取8个组成覆盖网,如图5所示.设置底层网络链路的带宽均为10Mbps.我们分别在底层网络和覆盖网中产生流量,产生流量的算法如下:在底层网络中,任意两个节点之间利用两个高斯分布相加的方式随机产生流量,其中一个高斯分布函数是 $N(1, 0.4)$ ,另一个是 $N(2, 0.2)$ .实验中底层网络流量将作为覆盖网流量的背景流量.由于每个覆盖网节点之间以及覆盖网节点和其它节点之间可能存在流量,故共有152对节点之间可能存在覆盖流量传输需求,在这些节点对上以底层网络流量乘上比例系数 $p$ 的方式产生覆盖网流量.为了比较不同比例覆盖网流量对流量工程和覆盖网路由交互的影响,本文分别取 $p=0.2, 0.4, 0.6, 0.8$ 进行比较.

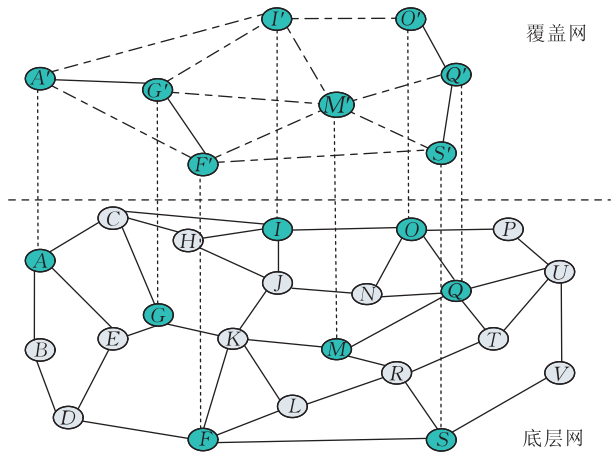


图5 实验拓扑

由于在实际网络中底层网络流量工程的调整周期是远长于覆盖网路由的调整周期的,因此在实验中规定流量工程对网络的配置周期包括3个覆盖网路由调整周期,即覆盖网每调整3次底层网络流量工程才调整一次,不失一般性我们选择4个流量工程的调整周期进行比较.由于基于领导者优先策略的算法根据领导者的选择和领导者是否友好分为

4种,但是4种算法的原理类似,本文选用以覆盖网路由作为领导者且覆盖网路由采用友好策略的算法与本文提出的CMTO算法比较.

## 5.2 评价标准

为了便于与传统的算法进行比较,本文采用与文献[4]一样,选取如下3个评价标准来分别对每个算法的性能进行评价.

**底层网络性能.** 可以用全网平均延迟或者全网最大链路负载作为底层网络性能的评价标准,由于在传统的3种算法中NonCo和CCDT都使用全网平均时延作为评价标准,为了对4种算法的性能进行统一比较,本文也选用全网平均时延作为评价标准.

**覆盖网路由性能.** 和其它两种算法一样,本文采用覆盖网上的平均延迟作为反映覆盖网路由性能的标准.

**路由翻动条数.** 路由翻动条数是指在一次操作(由流量工程对底层网络流量的规划或者覆盖网路由的选路产生的)后网络上的路由变化条数.这是一个非常重要的指标,将反映4种算法引起的网络路由翻动现象,从而反映其网络稳定性的影响.

## 5.3 性能比较

为了更好地与传统网络中的算法进行比较,我们首先按照博弈的策略对传统网络中的算法进行分类,并与本文提出的CMTO算法进行定性的比较,如表1所示.表1中对以往传统网络中的非合作博弈算法<sup>[2]</sup>、基于领导者优先策略的算法<sup>[4]</sup>以及合作博弈算法<sup>[21]</sup>3种算法以及本文提出的CMTO算法进行了分类,并分别从使用的博弈策略、最终求解的性质、决策过程中流量工程和覆盖网路由交互的次数以及在决策信息是否共享4个方面对4种算法进行了定性的比较.从表中不难看出,基于合作博弈的两种算法CCDT和CMTO最终取得的解都具有帕累托最优性,这就意味着这两种算法已经取得了模型的最优解,在最终解的性质方面不能再进行改进,而其它两种基于非合作博弈的NonCo算法和PS算法最终取得的解不具备帕累托最优性.值得注意的是虽然CCDT和CMTO一样也利用了合作博

表1 CMTO与以往算法的分类比较

	博弈策略	解的性质	交互过程	决策信息是否共享	路由翻动次数
NonCo	非合作	非帕累托最优	多次交互	不共享	多次翻动
PS	领导者优先非合作	非帕累托最优	多次交互	不共享	多次翻动
CCDT	合作	帕累托最优	多次交互	不共享	多次翻动
CMTO	合作	帕累托最优	一次交互	共享	一次翻动

弈的算法取得了流量工程和覆盖网路由的最终帕累托最优解,但是由于在传统网络中缺少统一的决策节点,流量工程和覆盖网路由之间也不进行跨层的信息共享,因此流量工程和覆盖网路由需要交互多次才能达到最终解,这就使得 CCDT 和其它非合作博弈的算法 NonCo 和 PS 一样,会造成网络的路由翻动现象,从而影响了网络的效率和稳定性.

为了比较不同比例的覆盖网流量对 4 种算法的决策结果造成的影响,我们通过调整  $p$  值的大小来比较 4 个模型最终的结果. 实验结果如图 6 所示. 从图 6 中可以看出,CCDT 和 CMTO 两种算法的最终解是一样的,这是优于它们都是基于合作博弈的算法. 而随着  $p$  的不断增大,4 种算法的底层网络的总时延和覆盖网上的平均时延都是不断增大的,而在相同的  $p$  值下 CCDT 和 CMTO 的解优于 NonCo 和 PS 的,这也验证了我们关于 CMTO 的解具有帕累托最优性的结论.

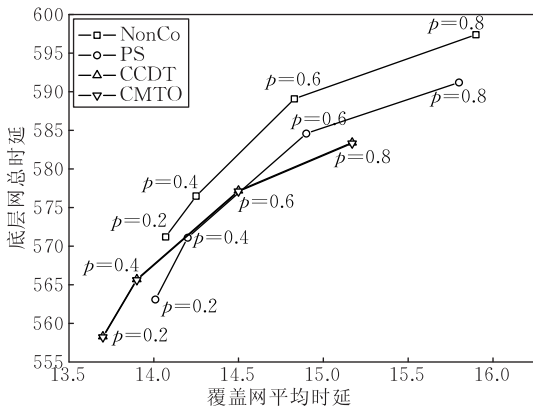


图 6 在  $p=0.2, 0.4, 0.6, 0.8$  时 4 种算法的解

为了更好地比较 4 种算法在决策过程中表现出的性能,根据 5.2 节给出的评价标准,本文对 4 种算法的 3 个性能在选定  $p=0.8$  的情况下进行了比较,如下面 3 个图所示,图 7 和图 8 给出了每次调整(流量工程(TE)或者覆盖网路由(OL))后 4 种算法各自在底层网络上的总时延和覆盖网的平均延迟,从图中可以很明显看出 CMTO 算法在底层网络和覆盖网上取得的最后解优于其它两种算法所取得的解,且由于 CMTO 在第一次 TE 进行调整的时候已经实现了对底层网络和覆盖网的配置(模型选择在第一次 TE 进行调整的时候对网络进行配置),因此在此后的时间内不需要再对网络(流量工程和覆盖网路由)进行调整;PS 需要在流量工程和覆盖网路由交互两次后收敛到自己的最终解,而 NonCo 和 CCDT 经过了 4 次交互后仍未收敛,这与以往的研究成果是一致的.

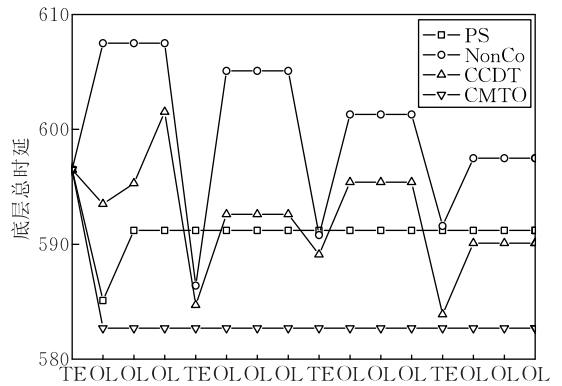


图 7 4 种算法在 TE 和 OL 分别进行调整时底层网络总时延比较

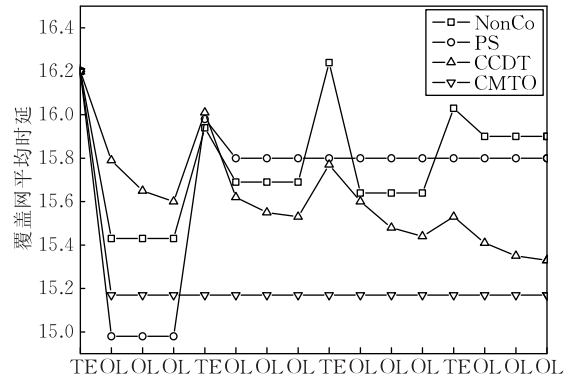


图 8 4 种算法在 TE 和 OL 分别进行调整时覆盖网平均时延比较

图 9 给出了 3 种算法在每次调整后发生的路由翻动条数比较,从图中可以明显看出,CMTO 只是在第一次 TE 调整的时候才发生一次路由翻动现象,在剩余的短时间内网络路由保持稳定,这就证明了 CMTO 算法避免了网络上由于流量工程和覆盖网路由的交互造成的路由不断翻动现象,保证了网络的稳定性. 而 PS 需要经过 2 个周期才能保持路由稳定,CCDT 和 NonCo 则在 4 个周期内没有达到路由稳定,而这两种算法都需要经过几百次的交互才能达到路由稳定,造成了频繁的路由反动现象,极大地影响了网络的效率.

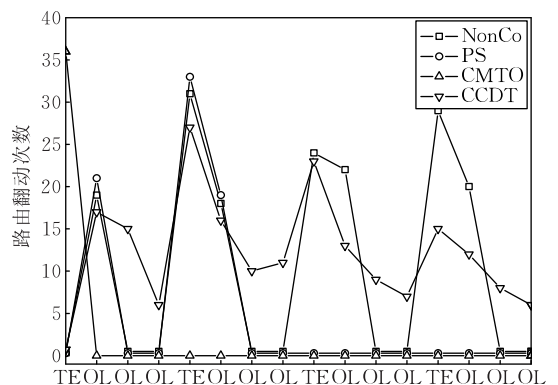


图 9 4 种算法的路由翻动条数比较

通过本实验对 4 种算法在 3 个性能上的比较, 可以看出 CMTO 不仅提高了底层网络和覆盖网的性能, 而且有效地避免了路由翻动现象, 保证了网络的稳定性, 因而 CMTO 算法是明显优于传统网络中的 3 种算法。

## 6 总结与展望

本文针对传统网络中底层网络流量工程和覆盖网路由目标冲突的问题进行了研究, 基于可信可控网络模型, 利用合作博弈的 Nash 讨价还价模型对流量工程和覆盖网路由冲突问题进行了求解, 并对所得到的解进行了理论分析和实验验证, 理论分析和实验数据均表明, 在可信可控网络模型下的流量工程和覆盖网路由合作博弈模型优于以往的解决算法。

本文解决的问题是针对一个覆盖网的路由功能和底层网络的流量工程之间的冲突问题, 然而, 在网络上存在多个覆盖网, 它们各自之间以及它们与底层网络的流量工程之间也存在着目标冲突问题。多个覆盖网之间目标冲突问题和多个覆盖网与底层网络的流量工程冲突问题将是我们下一步的研究工作。

## 参 考 文 献

- [1] Duany Z, Zhangy Z, Houz Y. Service overlay networks; SLAs, QoS and bandwidth provisioning//Proceedings of the ICNP. Minneapolis, MN, USA, 2002; 334-343
- [2] Liu Y, Zhang H, Gong W, Towsley D. On the interaction between overlay routing and traffic engineering//Proceedings of the IEEE INFOCOM. Miami, FL, USA, 2005; 2543-2553
- [3] Qiu L, Yang RY, Zhang Y, Shenker S. On selfish routing in Internet-like environments//Proceedings of the ACM SIGCOMM. Karlsruhe, Germany, 2003; 151-162
- [4] Seetharaman S, Hilt V, Hofmann M, Ammar M. Preemptive strategies to improve routing performance of native and overlay layers//Proceedings of the IEEE INFOCOM. Anchorage, Alaska, USA, 2007; 463-471
- [5] Seetharaman S, Ammar M. On the interaction between dynamic routing in the overlay and native layers//Proceedings of the IEEE INFOCOM. Barcelona, Spain, 2006; 1-12
- [6] von Stackelberg H. The Theory of the Market Economy. Oxford, England: Oxford University Press, 1952
- [7] Andersen D, Balakrishnan H, Kaashoek M F, Morris R. Resilient overlay networks//Proceedings of the 18th ACM SOSP. Chateau Lake Louise, Canada, 2001; 131-145
- [8] Savage S, Anderson T, Aggarwal A et al. Detour: A case for informed Internet routing and transport. University of Washington, Seattle; Technical Report TR-98-10-05, 1998
- [9] Touch J. Dynamic Internet overlay deployment and management using the X-bone. Computer Networks, 2001, 36(2/3): 117-135
- [10] Greenberg A, Hjalmytsson G, Maltz D A, Meyers A, Rexford J, Xie G, Yan H, Zhan J, Zhang H. A clean slate 4D approach to network control and management. ACM SIGCOMM Computer Communications Review, 2005, 35(5): 41-54
- [11] Greenberg A, Hjalmytsson G, Maltz D A, Meyers A, Rexford J, Xie G, Yan H, Zhan J, Zhang H. Refactoring network control and management: A case for the 4D architecture. Carnegie Mellon University; Technical Report CMU-CS-05-177, 2005
- [12] Lin Chuang, Ren Feng-Yuang. Controllable, trustworthy and scalable new generation Internet. Journal of Software, 2004, 12(2): 1815-1821(in Chinese)  
(林闯, 任丰原. 可信可控可扩展的新一代互联网. 软件学报, 2004, 12(2): 1815-1821)
- [13] Lin Chuang, Lei Lei. Research on next generation Internet architecture. Chinese Journal of Computers, 2007, 30(5): 693-711(in Chinese)  
(林闯, 雷蕾. 下一代互连网体系结构研究. 计算机学报, 2007, 30(5): 693-711)
- [14] Luo Jun-Zhou, Han Zhi-Geng, Wang Liang-Min. Trustworthy and controllable network architecture and protocol framework. Chinese Journal of Computers, 2009, 32(3): 391-404 (in Chinese)  
(罗军舟, 韩志耕, 王良民. 一种可信可控的网络体系及协议结构. 计算机学报, 2009, 32(3): 391-404)
- [15] Wang Peng, Luo Junzhou, Li Wei, Qu Yansheng. Control information description model and processing mechanism in the trustworthy and controllable network//Proceedings of the 11th IEEE/IFIP International Symposium on Integrated Network Management. New York, USA, 2009; 398-405
- [16] Davie B, Rekhter Y. MPLS: Technology and Applications. San Francisco, CA; Academic Press, 2000
- [17] Fortz B, Thorup M. Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights//Proceedings of the INFOCOM. Tel-Aviv, Israel, 2000; 519-528
- [18] Shrimali G et al. Cooperative inter-domain traffic engineering using Nash bargaining and decomposition//Proceedings of the INFOCOM. Anchorage, Alaska, USA, 2007; 330-338
- [19] Hou Ding-Pi. Game Theory Introduction. Hefei: University of Science and Technology of China Press, 2004; 98-99 (in Chinese)  
(侯定丕. 博弈论导论. 合肥: 中国科学技术大学出版社, 2004; 98-99)
- [20] Qiu Wan-Hua, Feng Yun-Cheng, Wei Fa-Jie, Zhou Hong. Operational Research Tutorial. Beijing: China Machine Press, 2004; 28-41(in Chinese)  
(邱莞华, 冯云成, 魏法杰, 周泓. 运筹学教程. 北京: 机械工业出版社, 2004; 28-41)
- [21] Jiang Wen-Jie, Rui Zhang-Shen, Jennifer Rexford, Mung Chiang. Cooperative content distribution and traffic engineering//Proceedings of the 3rd International Workshop on Economics of Networked Systems. Seattle, Washington USA, 2008; 7-12



**WANG Peng**, born in 1983, Ph. D. candidate. His research interests include next generation Internet, network management.

**LUO Jun-Zhou**, born in 1960, Ph. D., professor, Ph. D. supervisor. His research interests include the architecture of next generation internet, protocol engineering, network security and management, grid and cloud compu-

ting, service computing.

**LI Wei**, born in 1978, Ph. D., lecturer. His research interests include next generation Internet, network management, service computing.

**QU Yan-Sheng**, born in 1982, Ph. D. candidate. His research interests include next generation network, resource control.

**YU Feng**, born in 1974, Ph. D., lecturer. Her research interests include next generation Internet, network management, theory & application of Petri net.

## Background

This work is supported by National Natural Science Foundation of China under grants No. 60903161, No. 60903162 and No. 90912002, National Basic Research Program (973 Program) of China under grant No. 2010CB328104, China Specialized Research Fund for the Doctoral Program of Higher Education under grant No. 200802860031, Jiangsu Provincial Natural Science Foundation of China under grant No. BK2008030, Jiangsu Provincial Key Laboratory of Network and Information Security under grant No. BM2003201, and Key Laboratory of Computer Network and Information Integration of Ministry of Education of China under grant No. 93K-9.

The objective conflict between traffic engineering in native network and overlay routing in overlay network is a traditional problem in network control and management for ISP. The most popular approaches to this problem are to make traffic engineering and overlay routing communicate continuously based on uncooperative game theory. These approaches will cause serious route flaps. Although the recent leader preemptive approach has reduced the flap times, it is

hard to solve this problem in traditional network. To solve the puzzles of Internet, such as controllability, robustness, and trustworthiness, the team has proposed Trustworthy and Controllable Network (TCN) which separates the control of the network out of data plane into a centralized control node. TCN constructs a formal plane for network control and management, which realizes controlling network directly. Based on TCN, a cooperative game model for traffic engineering and overlay routing (CMTO) has been proposed in this paper. CMTO takes advantage of TCN by cooperating traffic engineering and overlay routing on the centralized node, and uses the cooperative game to resolve the objective conflict between them. CMTO has solved the objective problem, and avoids route flaps completely. CMTO is one of the successful application examples of TCN to solve the uncontrollable problems. In future work, the authors will research how to solve the objective conflict problem between traffic engineering and multi overlay network routing based on TCN. This work will be hard and meaningful.