



基于成本约束的虚拟网映射策略及竞争分析

余建军^{1,2}, 吴春明²

(1. 衢州职业技术学院, 浙江 衢州 324000;

2. 浙江大学计算机科学与技术学院, 浙江 杭州 310027)

摘要:为实现物理网提供商长期收益的最大化,单个虚拟网的映射成本和接入控制策略最为关键,但在之前的研究中,资源价格定义不能反映资源供求关系,不利于物理网资源的有效利用,且接入控制策略没有综合考虑成本和收益的关系。为此,首先基于凸二次规划松弛方法,设计以映射成本最小化为目标的单虚拟网映射方案求解的近似算法;然后,针对动态到达的单虚拟网构建请求,基于影子价格的物理网资源定价策略,用上述近似算法求出映射方案,并基于映射成本约束的虚拟网接入控制策略,完成竞争算法设计,并给出算法的竞争比分析。实验表明,所提方法能使物理网资源得到有效利用,进而提高虚拟网构建请求的接受率和物理网提供商的长期收益。

关键词:虚拟网映射;映射成本;凸二次规划松弛;接入控制;竞争算法

中图分类号:TP393

文献标识码:A

doi: 10.11959/j.issn.1000-0801.2016045

Virtual network mapping strategy and competitive analysis based on cost constraint

YU Jianjun^{1,2}, WU Chunming²

1. Quzhou College of Technology, Quzhou 324000, China

2. College of Computer Science and Technology, Zhejiang University, Hangzhou 310027, China

Abstract: The approximation algorithm of single virtual network mapping solution aimed to minimize the mapping cost based on convex quadratic programming relaxation was designed. Then aiming for dynamic arrival construction request of the single virtual network, the mapping scheme was achieved based on physical network resource pricing strategy by shadow price, applying above-mentioned approximation algorithm. And then completed the competitive algorithm design based on virtual network admission control strategy by mapping cost constraint and provided the competitive analysis of this algorithm. Experiment results show that the proposed algorithm increases the effective utilization of physical network resources, hence it can improve the virtual network construction request acceptance ratio and the long-term profit of physical network service provider.

Key words: virtual network mapping, mapping cost, convex quadratic programming relaxation, admission control, competitive algorithm

收稿日期:2015-09-02;修回日期:2015-12-30

基金项目:浙江省自然科学基金资助项目(No.LY14F020010);国家自然科学基金资助项目(No.61379118);国家高技术研究发展计划(“863”计划)基金资助项目(No.2015AA016103)

Foundation Items: Zhejiang Provincial Natural Science Foundation of China (No.LY14F020010), The National Natural Science Foundation of China(No.61379118), The National High Technology Research and Development Program of China (863 Program) (No.2015AA016103)



1 引言

网络虚拟化作为解决互联网僵化问题的新技术,越来越引起学术界和产业界的关注,虚拟网映射问题^[1]是虚拟化研究的核心内容,其任务是在物理网上为虚拟网节点和虚拟网链路分配满足需求的节点和路径,从而实现在物理网上多个相互隔离的虚拟网共存的目的,其求解目标主要是实现物理网提供商长期收益的最大化。

虚拟网映射问题是 NP 难问题^[2],面临在线请求、拓扑多样和接入控制等挑战,根据成本和收益等因素权衡是否接受虚拟网请求是接入控制的任务。当前提出的集中算法,要么假定虚拟节点映射已知^[3],将问题简化为虚拟链路映射问题;要么将虚拟网映射分为节点映射和链路映射两个阶段^[2,4-8];要么将虚拟网作为一个整体,同时完成虚拟节点和虚拟链路映射^[9-12]。

单虚拟网构建的收益是确定的,为提高物理网提供商长期收益,单虚拟网映射的优化目标是成本最小。目前研究中,成本的定义主要采用物理资源绝对消耗量^[2,7],物理链路映射基于最短路径优先原则,该方法易导致物理网关键节点和路径上的负载过重,从而降低后续虚拟网构建的成功概率,不利于长期收益提高;参考文献[6]将资源绝对消耗量最小化和负载均衡两个目标相结合,但也只能在一定程度上缓解物理网关键路径和节点上的负载过重问题;上述方法仅考虑映射使用的资源要素,而没有考虑资源的价格要素,参考文献[5]和参考文献[10]将映射成本定义为各物理资源需求量与物理资源价格乘积的累加和,但参考文献[5]根据资源的即时负载定义其价格,没能体现资源的供求关系,参考文献[10]假设资源价格已知,都不是很合理。

对单虚拟网构建提供接入控制是提高物理网提供商长期收益的有效手段,尤其在虚拟网数量很大的情况下。但目前提出的接入控制策略[3,5,7]存在以下问题:参考文献[3]假设虚拟节点映射已知;参考文献[5]通过过滤掉负载相对收益过重的物理链路和物理节点,间接实现接入控制;参考文献[7]忽略虚拟网构建的收益因素。

为提高长期收益或降低能源消耗,允许把同一虚拟网的虚拟节点映射到物理网的同一个物理节点上(即物理节点可重复映射)^[4,8,11,12],如在云计算数据中心的虚拟网构建^[8]中,可通过虚拟机整合^[13](即物理节点可重复映射)实现能耗的降低。

根据经济学原理,成本是使用资源的数量和资源价格

乘积的累加和。根据经济学的成本理论^[14],虚拟网映射成本是机会成本,而影子价格与机会成本在本质上是一致的,是一对以资源的有限性作为出发点,以资源的有效利用与合理配置为目的的成本和价格概念。

为提高物理网提供商的长期收益,基于以下策略构建虚拟网映射方法:基于影子价格的定价策略动态定义物理网资源价格,物理网映射成本定义为各物理资源需求量与物理资源价格乘积的累加和;对动态到达的虚拟网构建请求,以映射成本最小化为目标;基于成本约束,设计单个虚拟网映射的接入控制策略,拒绝掉对于收益来说成本过高的虚拟网构建请求;允许物理节点可重复映射。

针对物理网不支持路径分割^[2]而且虚拟网数量很大的场景,本文基于上述策略设计在线虚拟网映射问题的竞争算法^[3,5]。具体的,首先建立以最小成本为目标的单虚拟网映射方案求解问题的二次规划模型,并设计基于凸二次规划松弛方法的随机近似算法求解该模型;然后针对动态到达的虚拟网构建请求,首先使用上述随机近似算法构建该虚拟网的映射方案,然后基于接入控制策略,确定是否接受该虚拟网构建请求,如接受则根据物理网资源的历史负载情况重新定义物理资源价格,并完成该虚拟网映射;最后证明了在线虚拟网映射算法的竞争比,并通过仿真实验对算法的有效性进行验证。

2 虚拟网映射问题

2.1 网络模型

物理网用无向图 $G^s=(N^s,E^s)$ ^[6]表示, N^s 和 E^s 是物理节点和物理链路集合。第 i 个物理节点 n_i^s 有 CPU 容量 $c(n_i^s)$ 和位置 $loc(n_i^s)$ 两个属性,第 i 条物理链路 e_i^s 有带宽 $b(e_i^s)$ 属性。

第 j 个动态到达的虚拟网 VN_j 用无向图 $G_j^v=(N_j^v,E_j^v)$ 表示, N_j^v 和 E_j^v 是虚拟节点和虚拟链路集合。第 i 个虚拟节点 n_{ij}^v 有 CPU 容量 $c(n_{ij}^v)$ 和位置 $loc(n_{ij}^v)$ 两个属性,第 i 条虚拟链路 e_{ij}^v 有带宽属性 $b(e_{ij}^v)$ 。 VN_j 有 D_j^s 、 T_j^s 和 T_j^f 3 个属性,虚拟节点与所映射物理节点间的距离必须小于或等于 D_j^s , T_j^s 和 T_j^f 表示虚拟网的开始和结束时间。

2.2 映射描述

虚拟网映射的任务是把虚拟节点和虚拟链路分别映射到物理节点和物理路径上,并为其分配资源。针对 VN_j 的映射须满足以下约束条件:每个虚拟节点必须映射到唯一的物理节点上,而每个物理节点可被多个虚拟节点所映射;每条虚拟链路必须映射到物理网的唯一路径上(即物

理网不支持路径分割),且物理路径的两个端点就是虚拟链路两个端点所映射的物理节点,如虚拟链路的两个端点映射到相同的物理节点,则虚拟链路不再映射,因同一物理节点内部的通信带宽远高于虚拟链路的需求^[4,12];同时映射到 e_i^s 上的虚拟链路的带宽之和小于或等于 $b(e_i^s)$ (链路容量约束条件);同时映射到 n_i^s 上的虚拟节点的CPU容量之和小于或等于 $c(n_i^s)$ (节点容量约束条件);虚拟节点与所映射的物理节点间的距离必须小于或等于 D_j^v 。

2.3 映射目标

映射目标是物理网提供商长期收益的最大化。同参考文献[5],当完成 VN_j 映射后,物理网提供商所获收益定义为 $\rho_j \times (T_j^f - T_j^s)$,其中 $\rho_j = \sum_{n \in N_j^v} c(n) + \sum_{e \in E_j^v} b(e)$ 为单位时间收益。

定理 1 如物理网不支持路径分割且物理节点可重复映射,则单虚拟网映射可行问题(指不考虑优化目标的单个虚拟网映射问题)是NPC问题。

证明 给定图 $G=(N,E)$ 以及图 G 中 k 个顶点对 $(u_1, v_1), \dots, (u_k, v_k)$ 。边不相交路径问题是指找到图 G 中分别连接这 k 对顶点的 k 条没有公共边的路径,是NPC问题^[15],可将多项式归约到特定单虚拟网映射可行问题,特定的单虚拟网映射可行问题构造如下:物理网为 $G=(N,E)$,物理链路带宽和物理节点CPU容量都为1,第 i 个物理节点 n_i 的 $loc(n_i)=(i,i)$ 。虚拟网为 $G^v=(N^v, E^v)$,其中 $N^v=\{u_1, v_1\} \cup \dots \cup \{u_k, v_k\}$,记 $N^v=\{n_{m_1}, \dots, n_{m_k}\}$,当 $a < b$ 时, $m_a < m_b$; $E^v=\{(u_1, v_1)\} \cup \dots \cup \{(u_k, v_k)\}$,虚拟链路带宽和虚拟节点CPU容量都为1; $D^v=1, loc(n_{m_c})=\{mc+0.1, mc+0.1\}$ (通过位置约束使虚拟节点 n_{m_c} 只能映射到物理节点 n_{m_c})。

3 单虚拟网映射方案求解问题及其近似算法 VNM_CQP

3.1 不考虑容量约束的最小成本单虚拟网映射方案求解问题

物理节点 n_i^s 增加价格属性 x_i ,物理链路 e_i^s 增加价格属性 $x_{|N^s|+i}$ 。不考虑容量约束的最小成本单虚拟网映射方案求解问题是指求出不考虑链路容量约束条件和节点容量约束条件的映射成本最小的映射方案(不完备资源分配)。

针对 VN_j ,某映射方案的映射成本 $\gamma(j) = \sum_{i=1}^{|N^s|+|E^s|} (x_i \times A_{j,i})$,其中 $A_{j,m}$ 表示该方案需分配第 m 个物理资源($m \leq |N^s|$,表示第 m 个物理节点;否则表示第 $m-|N^s|$ 条物理链路)的量。

定理 2 不考虑容量约束的最小成本单虚拟网映射方案求解问题是NP难问题。

证明 完全多部图 $G(N,E)$ 是指顶点集 N 可被划分成 k 个不相交子集 $N_i(1 \leq i \leq k)$,任何边的两个端点均在不同子集中,且每个顶点与不在同一顶点子集中的所有顶点均有边相连。顶点 n_i 有价格属性 c_i ,边 (n_i, n_j) 有价格属性 d_{ij} 。最小成本完全多部图最大团问题是求出给定完全多部图的最小成本(团顶点和边的价格和)的最大团,是NP难问题,因为工艺方案选择问题是NPC问题,且可归约到最小成本完全多部图最大团问题^[16]。最小成本完全多部图最大团问题可归约到特定的不考虑容量约束的最小成本单虚拟网映射问题,特定映射问题构造如下:物理网为完全多部图 $G(N,E)$,第 i 个物理节点 n_i 的价格为 c_i ,如 $n_i \in N_j$,则 $loc(n_i)=(j,j)$;物理链路 (n_i, n_j) 的价格为 d_{ij} 。虚拟网是包含 k 个虚拟节点 $\{n_1^v, \dots, n_k^v\}$ 的完全图,虚拟节点的CPU容量和虚拟链路的链路带宽都为1, $D^v=1, loc(n_i^v)=(i+0.1, i+0.1)$ 。

3.2 二次规划模型

3.2.1 整数二次规划模型

因无链路容量约束,则最小成本映射方案中虚拟链路映射一定采用最小价格路径,故映射成本改写成 $\sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \times w(M_n(n_{j,i}^v))) + \sum_{i \in [1, |E_j^v|]} (b(e_{j,i}^v) \times x(M_n(n_{j,k}^v), M_n(n_{j,q}^v)))$,其中 $M_n(n_{j,i}^v)$ 表示 $n_{j,i}^v$ 所映射的物理节点, $w(M_n(n_{j,i}^v))$ 表示 $M_n(n_{j,i}^v)$ 的价格, $n_{j,k}^v$ 和 $n_{j,q}^v$ 是 $e_{j,i}^v$ 的端点, $x(n_i^s, n_j^s)$ 表示 n_i^s 和 n_j^s 间最小价格路径上的链路价格之和。则最小成本单虚拟网映射方案求解问题的整数二次规划模型如式(1)~式(4)所示。

$$\min f_{IQP}(y) = \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \cdot \sum_{a \in [1, |N^s|]} (y_{a,i} \cdot w(n_a^s))) + 0.5 \cdot y^T \cdot D \cdot y \quad (1)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{u \in [1, |N^s|]} y_{u,v} = 1, \quad \forall v \in [1, |N_j^v|] \quad (2)$$

$$y_{u,v} = 0, \quad \forall v \forall u \quad (v \in [1, |N_j^v|] \wedge n_u^s \notin \Omega(n_{j,v}^v)) \quad (3)$$

$$y_{u,v} \in \{0, 1\}, \quad \forall u \in |N^s|, v \in [1, |N_j^v|] \quad (4)$$

其中, D 是实值多元函数 $g(y) = \sum_{a,b \in [1, |N_j^v|] \wedge a < b} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot$

$\sum_{c,d \in [1, |N^s|]} (x(n_c^s, n_d^s) \cdot y_{c,a} \cdot y_{d,b}))$ 的Hessian矩阵, $b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v)$

表示虚拟链路 $(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v)$ 带宽;决策变量 $y_{a,b}$ 取1表示虚拟节点 $n_{j,b}^v$ 映射到物理节点 n_a^s ,取0则表示没有映射到 n_a^s ;



式(2)和式(4)确保每个虚拟节点必须被映射到唯一的物理节点上,式(3)确保虚拟节点只能映射到其允许映射的物理节点集合, $\Omega(n_{j,v}^v)$ 是第 v 个虚拟节点所能映射的物理节点集合(由物理节点和虚拟节点的位置属性以及 D_j^v 值求出); $y = (y_{1,1}, y_{1,2}, \dots, y_{1,|N_j^v|}, y_{2,1}, y_{2,2}, \dots, y_{2,|N_j^v|}, \dots, y_{|N^s|,1}, y_{|N^s|,2}, \dots, y_{|N^s|,|N_j^v|})^T$ 。

3.2.2 凸二次规划松弛

通过把 $y_{u,v} \in \{0,1\}$ 松弛为 $y_{u,v} \geq 0$, 得到二次规划模型 QP。QP 模型为非凸二次规划, 证明如下: 任取 a, b, c, d 满足 $b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) > 0, x(n_c^s, n_d^s) > 0, |N^s| \geq d > c \geq 1$; 则由 D 中 $y_{c,a}$ 和 $y_{d,b}$ 所对应的行和列构成的 2 阶主子式 $\begin{vmatrix} 0 & b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s) \\ b(n_{j,b}^v, n_{j,a}^v) \cdot x(n_d^s, n_c^s) & 0 \end{vmatrix} < 0$, 即 D 是非半正定矩阵, 得证。

下面对模型 QP 的目标函数进行变换, 得到新的二次规划模型 CQP, 其中 δ 取任意小正实数。

$$\begin{aligned} \min f_{\text{CQP}}(y) = & \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \cdot \sum_{a \in [1, |N^s|]} (y_{a,i} \cdot w(n_a^s))) + \\ & 0.5 \cdot y^T \cdot D \cdot y + 0.5 \cdot \sum_{c \in [1, |N^s|], a \in [1, |N_j^v|]} ((y_{c,a})^2 \cdot \\ & (\delta + \sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s)))) = \\ & \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \cdot \sum_{a \in [1, |N^s|]} (y_{a,i} \cdot w(n_a^s))) + 0.5 \cdot y^T \cdot D' \cdot y \quad (5) \end{aligned}$$

D' 中 y_{ca} 所对应行的主对角线元素值是 $\delta + \sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s))$, 而 y_{ca} 所对应的非主对角线元素之和等于 $\sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s))$, 根据主对角元全部大于零的严格对角占优判别法^[17], 可知 D' 是正定矩阵, 故 CQP 是严格凸二次规划(有多项式时间算法^[18])。

3.3 近似算法 VNM_CQP 设计

针对 VN_j , 先用原始一对偶内点算法^[18]求解 CQP 模型, 然后用随机舍入法求 IQP 模型解, 流程如下。

(1)构造 CQP 模型, 然后用原始一对偶内点算法求解, 得到最优解 $y^* = (y_{1,1}^*, y_{1,2}^*, \dots, y_{1,|N_j^v|}^*, y_{|N^s|,1}^*, y_{|N^s|,2}^*, \dots, y_{|N^s|,|N_j^v|}^*)$ 。

(2)for($i=1; i \leq |N_j^v|; i++$) {对虚拟节点 $n_{j,i}^v$, 按概率分布 $P(\xi=k) = y_{k,i}^* (k=0,1,\dots,|N^s|)$ 随机选择所映射的物理节点, 如选择的是第 m 个物理节点, 则令 $y_{mi}=1, y_{hi}=0 (h \in [1, |N^s|] \wedge h \neq m)$ 。}

(3)输出节点映射方案 $y = (y_{1,1}, y_{1,2}, \dots, y_{1,|N_j^v|}, \dots, y_{|N^s|,1}, y_{|N^s|,2}, \dots, y_{|N^s|,|N_j^v|})$ 。

(4)用 Dijkstra 算法, 求出虚拟链路所映射的最小价格物理路径, 然后输出虚拟链路映射方案。

3.4 算法近似比分析

定理 3 针对 VN_j , VNM_CQP 算法所求方案的映射成本的数学期望 $E(f_{\text{IQP}}(y)) \leq \chi_j \times f_{\text{IQP}}^*$, 即算法近似比为 χ_j 。

其中 $\chi_j = \frac{1 + (\delta + |N^s| \cdot |N_j^v| \cdot b_{j,\max} \cdot x_{\max})}{(2 \cdot c_{j,\min} \cdot w_{\min})}$, f_{IQP}^* 是 IQP 的最优值, $b_{j,\max}$

和 $x_{\max}$ 表示最大虚拟链路带宽和 $x(n_i^s, n_j^s)$ 的最大值, $w_{\min}$ 和 $c_{j,\min}$ 分别表示最小物理节点价格和最小虚拟节点 CPU 容量。

证明: y^* 和 y 分别是 QP 和 IQP 的可行解。 $y_{k,i}$ 的数学期望 $E(y_{k,i}) = y_{k,i}^*$; 当 $a < b$ 时, $y_{c,a}$ 和 $y_{d,b}$ 相互独立, 故 $E(y_{c,a} \cdot y_{d,b}) = y_{c,a}^* \cdot y_{d,b}^*$; 所以 $E(f_{\text{IQP}}(y)) = f_{\text{QP}}(y^*)$ 。设 QP 最优解是 y^- , 则 y^- 是 CQP 的可行解, 故:

$$\begin{aligned} & \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \cdot \sum_{k \in [1, |N^s|]} (y_{k,i}^- \cdot w(n_k^s))) \geq \\ & \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c_{j,\min} \cdot \sum_{k \in [1, |N^s|]} (y_{k,i}^- \cdot w_{\min})) = c_{j,\min} \cdot w_{\min} \cdot |N_j^v| \quad (6) \\ & \sum_{c \in [1, |N^s|], a \in [1, |N_j^v|]} ((y_{c,a}^-)^2 \cdot (\delta + \sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s)))) \\ & \leq |N_j^v| \cdot \delta + \sum_{c \in [1, |N^s|], a \in [1, |N_j^v|]} (y_{c,a}^- \cdot \sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b_{j,\max} \cdot x_{\max})) \\ & = |N_j^v| \cdot \delta + |N^s| \cdot (|N_j^v|)^2 \cdot b_{j,\max} \cdot x_{\max} \dots \quad (7) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} E(f_{\text{IQP}}(y)) = f_{\text{QP}}(y^*) & \leq f_{\text{CQP}}(y^*) \leq f_{\text{CQP}}(y^-) \\ & = f_{\text{QP}}(y^-) + 0.5 \cdot \sum_{c \in [1, |N^s|], a \in [1, |N_j^v|]} ((y_{c,a}^-)^2 \cdot \\ & (\delta + \sum_{d \in [1, |N^s|], b \in [1, |N_j^v|]} (b(n_{j,a}^v, n_{j,b}^v) \cdot x(n_c^s, n_d^s)))) \\ & \leq f_{\text{QP}}(y^-) + 0.5 \cdot \sum_{i \in [1, |N_j^v|]} (c(n_{j,i}^v) \cdot \sum_{k \in [1, |N^s|]} (y_{k,i}^- \cdot w(n_k^s))) \cdot \\ & ((\delta + |N^s| \cdot |N_j^v| \cdot b_{j,\max} \cdot x_{\max}) / (c_{j,\min} \cdot w_{\min})) \leq f_{\text{QP}}(y^-) + \\ & 0.5 \cdot f_{\text{QP}}(y^-) \cdot ((\delta + |N^s| \cdot |N_j^v| \cdot b_{j,\max} \cdot x_{\max}) / (c_{j,\min} \cdot w_{\min})) \\ & \leq f_{\text{IQP}}^* \cdot (1 + (\delta + |N^s| \cdot |N_j^v| \cdot b_{j,\max} \cdot x_{\max}) / (2 \cdot c_{j,\min} \cdot w_{\min})) \quad (8) \end{aligned}$$

4 在线虚拟网映射问题及其竞争算法 VNM_PDA 设计

当虚拟网请求独立地动态到达后, 仅知道现在和过去的虚拟网请求信息, 为此不能精确计算物理资源的影子价

格,而影子价格同资源的稀缺程度密切相关,体现了资源的供求关系^[14],由于物理网的资源量是确定的,故根据物理节点和物理链路的历史相对负载(反映一段时期内资源供求关系)定义其价格,具体见 VNM_PDA 算法的步骤 3。针对动态到达的 VN_i , 首先使用 VNM_CQP 构建 VN_i 的映射方案;然后基于接入控制策略,确定是否接受 VN_i ,本文的接入控制策略是拒绝映射成本大于或等于 χ_i 倍映射收益的虚拟网请求, χ_i 是针对 VN_i 的 VNM_CQP 算法的近似比;如接受则重新计算物理网资源的价格,并完成该虚拟网映射。VNM_PDA 算法具体流程如下:

(1) 针对物理网 G^s (附物理节点和链路的价格)和虚拟网 VN_i , 采用 VNM_CQP 算法求出 VN_i 的映射方案;

(2) if ($\gamma(i) \geq \chi_i \rho_i$)

then {拒绝 VN_i ; 退出;}

else {用所求映射方案完成映射;

(3) for ($m=1; m \leq |N^s| + |E^s|; m++$) $x_m = x_m \cdot 2^{(A_{i,m} \cdot \beta) / b_m} + (2^{(A_{i,m} \cdot \beta) / b_m} - 1) / w(i)$;

其中, $\gamma(i)$ 表示所求方案的成本(见第 3.1 节)。全局变量 x_m 表示第 m 个物理资源的价格; $A_{i,m}$ 为所求方案需使用第 m 个物理资源的量, b_m 表示第 m 个物理节点(如 $m \leq |N^s|$) 的 CPU 容量或第 $m - |N^s|$ 条物理链路(如 $m > |N^s|$) 的带宽; 全局变量 x_m 初始化为 $(2^{1/b_m} - 1) / w(1)$, $w(i) = \sum_{e \in E_i^s} b(e) \cdot |E^s| + \max_{n \in N_i^s} c(n) \cdot |N^s|$, $\beta = \text{lb}(1 + 3 \cdot (\max_i \chi_i) \cdot (\max_i \rho_i) \cdot (\max_i w(i)))$, 其中最大近似比 $\max_i \chi_i = \max\{\chi_1, \dots, \chi_i\}$, $\max_i w(i)$ 和最大收益 $\max_i \rho_i$ 定义类似。

5 VNM_PDA 算法的时间复杂度和性能分析

5.1 时间复杂度分析

VNM_PDA 算法时间复杂度由 VNM_CQP 算法时间复杂度决定。VNM_CQP 算法时间复杂度由原始一对偶内点算法决定,故 VNM_PDA 算法时间复杂度为 $O((|N^s| \times |N^v|)^3 \times L)$, L 指输入长度^[18]。

5.2 正确性和竞争比分析

先证明算法不会违反链路容量约束条件和节点容量约束条件;之后用竞争分析法^[3,5],研究算法在最坏情况下的性能。

假设 1: VN_i 的任意虚拟链路的带宽小于或等于最小

物理链路带宽的 $1/(\beta |E_i^v|)$ 。

假设 2: VN_i 的任意虚拟节点的 CPU 容量小于或等于最小物理节点 CPU 容量的 $1/(\beta |E_i^v|)$ 。

假设 3: 任意虚拟链路的带宽和虚拟节点的 CPU 容量大于或等于 1。

通过假设对虚拟网的资源需求量进行限定^[3,5],否则任意确定在线算法的竞争比会趋向无穷大^[5]。

记 $a_{k,m} = A_{k,m} \cdot \beta / b_m$, 根据假设 2 和假设 1 可知, 当 $1 \leq m \leq |N^s|$ 时, $a_{k,m} \leq (b_m / (\beta \cdot |N_k^v|) \cdot |N_k^v| \cdot \beta) / b_m = 1$; 当 $|N^s| < m \leq |E^s| + |N^s|$ 时, $a_{k,m} \leq (b_m / (\beta \cdot |E_k^v|) \cdot |E_k^v| \cdot \beta) / b_m = 1$; 因 $2^x - 1 \leq x$ (当 $0 \leq x \leq 1$), 故 $2^{a_{k,m}} - 1 \leq a_{k,m}$ 。

定理 4 $x_m^i \geq (2^{\sum_{a=1}^i (A_{a,m} \cdot h_a) \cdot \beta / b_m} - 1) / \max_i w(i) (\forall i \geq 0)$ 。

其中 x_m^i 表示完成 VN_i 处理后的 x_m ; 如算法接受 VN_a , 则 h_a 取 1, 否则取 0。证明过程与参考文献[3]类似, 不再赘述。

定理 5 $\sum_{a=1}^i A_{a,m} \cdot h_a \leq b_m (\forall i \geq 1, \forall m \in [1, |E^s| + |N^s|])$,

即算法不会违反链路和节点的容量约束条件。

证明 当 $i = 1$ 时, $\gamma(1) = \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} ((2^{1/b_m} - 1) /$

$w(1)) \cdot A_{1,m}) \leq 1 < \chi_1 \cdot \rho_1$, 故 VN_1 会被映射。根据假设 1 和 2, 显然成立。设当 $i = k - 1$ 成立。当 $i = k$ 时, 如拒绝 VN_k , 则显然成立; 如接受 VN_k , 则对 VN_k 没有使用的物理资源显然成立。对 VN_k 使用的第 m 个物理资源, 根据假设 3, $\gamma(k) = \sum_{i=1}^{|N^s| + |E^s|} (x_i^{k-1} \times A_{k,i}) < \chi_k \cdot \rho_k$, 故 $x_m^{k-1} \leq \chi_k \cdot \rho_k$; 同时有 $x_m^{k-1} \cdot 2^{a_{k,m}} + (2^{a_{k,m}} - 1) / w(k) \leq \chi_k \cdot \rho_k \cdot 2 + (2 - 1) / w(k) \leq 3 \cdot \chi_k \cdot \rho_k$;

根据定理 4, $3 \cdot \chi_k \cdot \rho_k \geq (2^{\sum_{a=1}^k (A_{a,m} \cdot h_a) \cdot \beta / b_m} - 1) / \max_k w(k)$, 即 $\sum_{a=1}^k (A_{a,m} \cdot h_a) \leq \text{lb}(1 + 3 \cdot \chi_k \cdot \rho_k \cdot \max_k w(k)) \cdot b_m / \beta \leq \beta \cdot b_m / \beta = b_m$, 得证。

定理 6 任意 $j \geq 1$, 针对请求序列 $\{VN_1, \dots, VN_j\}$, 算法的竞争比小于或等于 $(1 + 2 \cdot \max_i \chi_i) \cdot \beta$ 。

证明 先构造针对该序列的离线虚拟网映射问题的数学模型, 方法同参考文献[3]。记 VN_i 有效映射方案集为 Δ_i , 第 w 个映射方案记为 $\Delta_{i,w}$ (设 VNM_CQP 算法所求为 $\Delta_{i,1}$)。变量 $y_{i,w}$ 取 1 或 0, 表示 VN_i 的映射采用或不采用 $\Delta_{i,w}$, 列向量 $Y_j = (y_{1,1}, \dots, y_{1,|\Delta_1|}, \dots, y_{j,1}, \dots, y_{j,|\Delta_j|})^T$; 虚拟网映射收益列向量 $P_j = (\rho_{1,1}, \dots, \rho_{1,|\Delta_1|}, \dots, \rho_{j,1}, \dots, \rho_{j,|\Delta_j|})^T$, 其中 $\rho_{i,w} = \rho_i$; 物理节点 CPU 容量和物理链路带宽向量 $B =$



$(c(n_1^s), \dots, c(n_{|N^s|}^s), b(e_1^s), \dots, b(e_{|E^s|}^s))^T$; 矩阵 A_j 共 $|N^s| + |E^s|$ 行, $\sum_{i \in [1, j]} |\Delta_i|$ 列, 元素 $A_{j m, (i, w)}$ 是 $\Delta_{i, w}$ 方案需使用第 m 个物理资源的总量; 矩阵 D_j 有 j 行, $\sum_{i \in [1, j]} |\Delta_i|$ 列, 当 $a=b$ 时矩阵元素 $D_{a, a, w}$ 取 1, 否则取 0。

式(9)~式(12)给出离线虚拟网映射问题的 0-1 线性整数规划模型 ILP, 优化目标是收益最大化, 式(10)是物理资源容量约束条件, 式(11)确保对某个虚拟网, 要么采用一种映射方案, 要么拒绝。把式(12)中 $y_{i, w} \in \{0, 1\}$ 松弛为 $y_{i, w} \geq 0$, 得到线性规划模型 LP, 其对偶问题的线性规划模型 DLP 见式(13)~式(15)。 $Z_j = (Z_1, \dots, Z_j)^T$; $X_j = (x_1^j, \dots, x_{|E^s|}^j, x_{|E^s|+1}^j, \dots, x_{|E^s|+|N^s|}^j)^T$, X_m^j 解释为第 m 个物理资源的影子价格。

$$\max P_j^T \cdot Y_j \quad (9)$$

$$\text{s.t. } A_j \cdot Y_j \leq B \quad (10)$$

$$D_j \cdot Y_j \leq \vec{1} \quad (11)$$

$$y_{i, w} \in \{0, 1\}, \forall i \forall w (1 \leq i \leq j \wedge 1 \leq w \leq |\Delta_i|) \quad (12)$$

$$\min Z_j^T \cdot \vec{1} + X_j^T \cdot B \quad (13)$$

$$\text{s.t. } Z_j^T \cdot D_j + X_j^T \cdot A_j \geq P_j^T \quad (14)$$

$$X_j, Z_j \geq \vec{0} \quad (15)$$

$\Delta_{i, w}$ 方案的映射成本记为 $\gamma(i, w)$, 如 VNM_PDA 算法拒绝 VN_i , 置 $z_i=0$, 否则 $Z_i = \chi_i \cdot \rho_i - \gamma(i, 1) \chi_i$ 。

(1) VNM_PDA 算法完成 VN_j 构建处理后, 所构造的 Z_j 向量和 X_j 向量, 是针对 $\{VN_1, \dots, VN_j\}$ 的 DLP 模型的可行解。证明如下: 当 $j=1$ 时, $\gamma(j, 1) < \chi_1 \cdot \rho_1$; 因对 j 而言, x_m^j 具有单调性, 故对 $w \in [1, |\Delta_j|]$, 有 $Z_1 + (X_1)^T \cdot \text{col}_{1, w}(A_1) \geq z_1 + \gamma(1, w) \geq \chi_1 \cdot \rho_1 - \gamma(1, 1) \chi_1 + \gamma(1, 1) \chi_1 > \rho_1$, 得证。故设 $j=k-1$ 时成立。当 $j=k$ 时, 对 $VN_k (1 \leq b \leq k-1)$ 的任意方案 $\Delta_{b, w}$, 满足 $Z_b + (X_b)^T \cdot \text{col}_{b, w}(A_b) \geq \rho_b$ 。对 VN_k 的任意映射方案 $\Delta_{k, w}$, 如接受 VN_k , 则 $Z_k + (X_k)^T \cdot \text{col}_{k, w}(A_k) \geq Z_k + \gamma(k, w) \geq \chi_k \cdot \rho_k - \gamma(k, 1) \chi_k + \gamma(k, 1) \chi_k \geq \rho_k$; 如拒绝 VN_k , 则 $\gamma(k, 1) \geq \chi_k \cdot \rho_k$, $Z_k=0$, $X_k=X_{k-1}$, 故 $Z_k + (X_k)^T \cdot \text{col}_{k, w}(A_k) = \gamma(k, w) \geq \gamma(k, 1) \chi_k \geq \rho_k$, 得证。

$$(2) \quad Z_j^T \cdot \vec{1} + (X_j)^T \cdot B \leq (1 + 2 \cdot \max_j \chi_j) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, j]} (\rho_a \cdot h_a)。$$

证明如下: 当 $j=1$ 时, 必接受 VN_1 (见定理 5), 故 $h_1=1$ 。因 $\beta \geq 2$, 则 $Z_1^T \cdot \vec{1} + (X_1)^T \cdot B = z_1 + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} (((2^{1/b_m} - 1) / w(1)) \cdot 2^{a_{1, m}} + (2^{a_{1, m}} - 1) / w(1)) \cdot b_m \leq z_1 + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} (((1 / b_m) / w(1)) \cdot 2 + a_{1, m} / w(1)) \cdot b_m = z_1 + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} (2 / w(1) + A_{1 m, (1, 1)} \cdot \beta / w(1)) \leq$

$$z_1 + \beta \cdot (\sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} 1 / w(1) + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} A_{1 m, (1, 1)} / w(1)) \leq z_1 +$$

$$2\beta = \chi_1 \cdot \rho_1 - \gamma(1, 1) / \chi_1 + 2\beta \leq (1 + 2\chi_1) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, 1]} \rho_a \cdot h_a,$$

得证。故设 $j=k-1$ 时成立。当 $j=k$ 时, 如拒绝 VN_k , 则 $Z_k=0$, X 取值不变, $h_k=0$, 则 $Z_k^T \cdot \vec{1} + (X_k)^T \cdot B = Z_{k-1}^T \cdot \vec{1} + (X_{k-1})^T \cdot B \leq$

$$(1 + 2 \cdot \max_{k-1} \chi_{k-1}) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, k-1]} \rho_a \cdot h_a \leq (1 + 2 \cdot \max_k \chi_k) \cdot$$

$$\beta \cdot \sum_{a \in [1, k]} \rho_a \cdot h_a; \text{如接受 } VN_k, \text{ 则 } h_k=1, \text{ 记 } \xi = Z_{k-1}^T \cdot \vec{1} + (X_{k-1})^T \cdot$$

$$B + z_k, Z_k^T \cdot \vec{1} + (X_k)^T \cdot B = \xi + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} ((x_m^k - x_m^{k-1}) \cdot b_m) =$$

$$\xi + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} ((x_m^{k-1} \cdot (2^{a_{k, m}} - 1) + (2^{a_{k, m}} - 1) / w(k)) \cdot b_m) \leq$$

$$\xi + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} ((x_m^{k-1} \cdot a_{k, m} + a_{k, m} / w(k)) \cdot b_m) = \xi + \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} ((x_m^{k-1} + 1 / w(k)) \cdot A_{k m, (k, 1)} \cdot \beta) = \xi + \beta \cdot \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} (x_m^{k-1} \cdot$$

$$A_{k m, (k, 1)} + \beta \cdot \sum_{m \in [1, |E^s| + |N^s|]} A_{k m, (k, 1)} / w(k) \leq \xi + \beta \cdot \gamma(k, 1) +$$

$$\beta \leq (1 + 2 \cdot \max_{k-1} \chi_{k-1}) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, k-1]} \rho_a \cdot h_a + \chi_k \cdot \rho_k - \gamma(k, 1) /$$

$$\chi_k + \beta \cdot \gamma(k, 1) + \beta < (1 + 2 \cdot \max_k \chi_{k-1}) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, k-1]} \rho_a \cdot h_a +$$

$$\chi_k \cdot \beta \cdot \rho_k + \beta \cdot \chi_k \cdot \rho_k + \beta \cdot \rho_k (\because \gamma(k, 1) < \chi_k \cdot \rho_k \wedge \rho_k > 1)$$

$$= (1 + 2 \cdot \max_{k-1} \chi_{k-1}) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, k-1]} \rho_a \cdot h_a + (1 + 2\chi_k) \cdot \beta \cdot \rho_k \cdot$$

$$h_k \leq (2 + \max_k \chi_k) \cdot \beta \cdot \sum_{a \in [1, k]} \rho_a \cdot h_a, \text{ 得证。}$$

(3) 算法的竞争比小于或等于 $(1 + 2 \cdot \max_j \chi_j) \cdot \beta$ 。证明如下: 设离线问题的最大收益是 ρ_{off} , 其 LP 模型的最优解为 Y_j^* ; 采用 VNM_PDA 算法所获收益是 ρ_{in} 。根据对偶理论的弱对偶定理有:

$$\rho_{\text{off}} \leq P_j^T \cdot Y_j^* \leq Z_j^T \cdot \vec{1} + (X_j)^T \cdot B \leq (1 + 2 \cdot \max_j \chi_j) \cdot$$

$$\beta \cdot \sum_{a \in [1, j]} \rho_a \cdot h_a = (1 + 2 \cdot \max_j \chi_j) \cdot \beta \times \rho_{\text{in}} \quad (16)$$

定理 7 如考虑到虚拟网的 T^s 和 T^r 属性, 则针对 $\{VN_1, \dots, VN_j\}$ 序列, VNM_PDA 算法的竞争比是 $(1 + 2 \max_j \chi_j)$

$\text{lb}(1 + 3(\max_j \chi_j)(\max_j p_j)(\max_j w(j) T^{\text{max}}))$, 其中 T^{max} 是虚拟网最长持续时间。证明过程与参考文献[3]类似, 不再赘述。

5.3 算法平均性能实验分析

5.3.1 实验环境

通过实验对算法的平均性能进行评估。支持物理节点

可重复映射^[4,8,11,12]的算法中,参考文献[8,11]以降低能耗为目标,参考文献[12]针对弹性光网络,故把 VNM_PDA 算法同参考文献[4]提出的 NodeRep 算法进行对比。具体使用 MATLAB 仿真,评估采用当前研究中的常用指标^[2,4-6,9],即用完成映射的虚拟网数量与虚拟网构建请求总数之比表示的虚拟网请求接受率、单位时间物理网提供商的平均收益、物理节点利用率和物理链路利用率。

物理网和虚拟网请求的实际特征尚未清楚^[6],故用当前研究中常用方法^[2,4-7,9,10]来构建物理网和虚拟网。用 GT-ITM^[2]工具构建含 30 个节点和 40 条链路的物理网,节点 CPU 容量和链路带宽在[480,580]均匀分布,物理节点的 x 和 y 坐标在[1,100]均匀分布。虚拟网的连通度是 50%,节点数在[2,5]均匀分布,节点 CPU 容量和链路带宽在[1,6]均匀分布,虚拟节点的 x 和 y 坐标在[1,100]均匀分布, $D^*=10$;虚拟网的到达服从平均每单位时间有 1.3 个请求的泊松过程,其生存时间符合均值为 1 000 个单位时间的指数分布。NodeRep 算法中参数取值同参考文献[4]。

5.3.2 实验结果及分析

(1)VNM_PDA 算法使物理网资源得到有效利用

表 1 和图 1 表明采用 VNM_PDA 算法的物理网资源的利用率更高,其原因是 VNM_PDA 算法的请求接受率更高;物理资源的利用率方差更小,即物理资源的使用更加均衡,其原因是 VNM_PDA 算法中物理资源的价格由其负载决定,故 VNM_PDA 算法将使用负载相对小的物理资源。

(2)VNM_PDA 算法提高了请求接受率和长期收益

图 1 和图 2 表明,VNM_PDA 和 NodeRep 算法都接受前

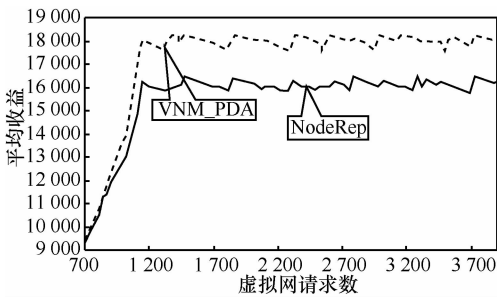


图 2 物理网提供商平均收益

800 个虚拟网请求,但随着虚拟网请求数的进一步增加,采用 VNM_PDA 算法的请求接受率和平均收益逐渐稳定在 0.828 和 17 992 左右,比 NodeRep 算法提高 11%左右。其主要原因是 VNM_PDA 算法能使负载更加均衡分布,从而使物理网资源得到有效利用;VNM_PDA 算法支持接入控制^[9],会主动拒绝映射比起收益来说成本过高的请求。

6 结束语

以物理网提供商长期收益最大化为目标,通过采用物理节点可重复映射、影子价格的资源定价、以映射成本最小化为目标和基于成本收益比较的接入控制等策略,设计了在线虚拟网映射问题的竞争算法 VNM_PDA。并对算法进行了竞争比分析和实验验证,以说明 VNM_PDA 算法的有效性和实用性。

参考文献:

[1] FISCHER A, BOTERO J F, BECK M T, et al. Virtual network embedding: a survey [J]. IEEE Communications Surveys and Tutorials, 2013, 15(4): 1888-1906.

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

[3] EVEN G, MEDINA M, SCHAFFRATH G, et al. Competitive and deterministic embeddings of virtual networks[J]. Theoretical Computer Science, 2013(496): 184-194.

[4] 李文, 吴春明, 陈健, 等. 物理节点可重复映射的虚拟网映射算法[J]. 电子与信息学报, 2011, 33(4): 908-914.

LI W, WU C M, CHEN J, et al. Virtual network mapping algorithm with repeatable mapping over substrate nodes [J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2011, 33(4): 908-914.

[5] 余建军, 吴春明. 支持接入控制的虚拟网映射近似算法[J]. 电子与信息学报, 2014, 36(5):1235-1241.

YU J J, WU C M. Virtual network mapping approximation algorithm with admission control[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2014, 36(5): 1235-1241.

表 1 资源利用率及方差

算法	节点平均利用率	链路平均利用率	节点利用率方差	链路利用率方差
NodeRep	0.621	0.255	0.278	0.324
VNM_PDA	0.689	0.307	0.112	0.154

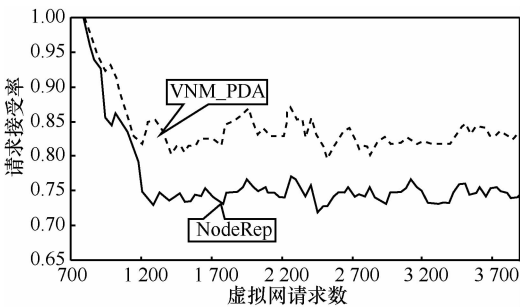


图 1 虚拟网构建请求接受率



- [6] CHOWDHURY M, RAHMAN M R, BOUTABA R. ViNEYard: virtual network embedding algorithms with coordinated node and link mapping[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2012, 20(1): 206-219.
- [7] 李小玲, 郭长国, 李小勇, 等. 一种基于约束优化的虚拟网络映射方法[J]. 计算机研究与发展, 2012, 48(9): 1601-1610.
- LI X L, GUO C G, LI X Y, et al. A constraint optimization based mapping method for virtual network [J]. Journal of Computer Research and Development, 2012, 48(9): 1601-1610.
- [8] NONDE L, EL-GORASHI T E H, ELMIRGHANI J M H. Energy efficient virtual network embedding for cloud networks [J]. Journal of Lightwave Technology, 2014, 33(9): 1.
- [9] JENS L, HOLGER K. A virtual network mapping algorithm based on subgraph isomorphism detection [C]//The 1st ACM Workshop on Virtualized Infrastructure Systems and Architectures, August 17, 2009, Barcelona, Spain. New York: ACM Press, 2009: 81-88.
- [10] HU Q, WANG Y, CAO X. Resolve the virtual network embedding problem: a column generation approach [C]//The IEEE Conference on Computer Communications, April 14-19, 2013, Turin, Italy. New Jersey: IEEE Press, 2013: 410-414.
- [11] BOTERO J F, HESSELBACH X, DUELLI M, et al. Energy efficient virtual network embedding [J]. IEEE Communications Letters, 2012, 16(5): 756-759.
- [12] ZHAO J Z, SUBRAMANIAM S, BRANDT-PEARCE M. Virtual topology mapping in elastic optical [C]// The IEEE International Conference on Communications (ICC), June 9-13, 2013, Budapest, Hungary. New Jersey: IEEE Press, 2013: 3904-3908.
- [13] 李铭夫, 毕经平, 李忠诚. 资源调度等待开销感知的虚拟机整合[J]. 软件学报, 2014, 25(7): 1388-1402.
- LI M F, BI J P, LI Z C. Resource-scheduling-waiting-aware virtual machine consolidation[J]. Journal of Software, 2014, 25(7): 1388-1401.
- [14] 余恕莲, 吴革. 企业成本理论与方法研究 [M]. 北京: 中国社会科学出版社, 2010: 32-44.
- YU S L, WU G. A Study on Enterprise Cost Theory and Its Methods[M]. Beijing: China Social Sciences Press, 2010: 32-44.
- [15] KLEINBERG J M. Approximation Algorithms for Disjoint Paths Problems[M]. Cambridge: Massachusetts Institute of Technology, 1996: 11-12.
- [16] KUSIAK A, FINKE G. Selection of process plans in automated manufacturing systems [J]. IEEE Journal of Robotics and Automation, 1988, 4(4): 397-402.
- [17] 岑燕斌, 韦煜, 罗会亮. 快速判断一类实对称矩阵正定的极大极小元方法[J]. 北京交通大学学报, 2011, 35(6): 140-143.
- CEN Y B, WEI Y, LUO H L. Max and mini-elements method: a rapid determination of one class rear symmetric positive definite matrices [J]. Journal of Beijing Jiaotong University, 2011, 35(6): 140-143.
- [18] MONTEIRO R D C, ADLERIRO I. Interior path following primal-dual algorithms [J]. Mathematical Programming, 1989, 44(1): 43-66.

[作者简介]



余建军(1969-),男,衢州职业技术学院信息工程学院院长、教授,主要研究方向为算法设计与分析、网络虚拟化、光网络、无线传感器网络等。



吴春明(1967-),男,博士,浙江大学教授、博士生导师,主要研究方向为互联网体系结构、可重构网络、软件定义网络、网络虚拟化和网络安全技术等。