

# 流量疏导 SD-EON 中的持续时间感知多径路由与频谱分配算法

刘彤彤<sup>1</sup>, 何荣希<sup>1\*</sup>, 陈晓静<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>大连海事大学信息科学技术学院, 辽宁 大连 116026;

<sup>2</sup>大连科技学院, 辽宁 大连 116052

**摘要** 为了解决软件定义弹性光网络(SD-EON)中的持续时间感知路由与频谱分配(HTA-RSA)问题,结合多径路由(MPR)、流量疏导(TG)和自适应调制(AM)建立了以最小化频谱资源占用为优化目标的整数线性规划模型,并提出了一种基于TG的持续时间感知多径路由与频谱分配(HMRSA-TG)算法。针对立即分配(IR)和预约分配(AR)两种业务,先利用单径单业务分配方式建立业务连接;若不成功,则利用单径多子业务分配方式;若仍然不成功,则尝试多径多子业务分配方式。为了最小化频谱资源占用和尽快释放频谱资源,在建立业务连接时,优先选择占用频谱资源最少的分配方式。当占用频谱资源相同时,优先选择占用时隙总和最小的分配方式。仿真结果表明,本算法可以降低阻塞率和提高频谱利用率。

**关键词** 光通信;弹性光网络;软件定义网络;路由与频谱分配;流量疏导;持续时间感知;多径路由

中图分类号 TN929.11

文献标志码 A

doi: 10.3788/LOP57.210602

## Holding-Time-Aware Multipath Routing and Spectrum Allocation Algorithm in SD-EON with Traffic Grooming

Liu Tongtong<sup>1</sup>, He Rongxi<sup>1\*</sup>, Chen Xiaojing<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>College of Information Science and Technology, Dalian Maritime University, Dalian, Liaoning 116026, China;

<sup>2</sup>Dalian University of Science and Technology, Dalian, Liaoning 116052, China

**Abstract** In order to solve the problem of holding-time-aware routing and spectrum allocation (HTA-RSA) in software defined elastic optical networks (SD-EON), multi-path routing (MPR), traffic grooming (TG), and adaptive modulation (AM) are combined to establish an integer linear programming model with the optimization objective of minimizing the spectrum resource occupation, and a holding-time aware multipath routing and spectrum allocation (HMRSA-TG) algorithm based on TG is proposed. For both immediate reservation allocation (IR) and advance reservation allocation (AR), the single path single service allocation method is used to establish the service connection. If it fails, the single path multi sub service allocation method is used. If it is still unsuccessful, the multipath multi sub service allocation mode is tried. In order to minimize the spectrum resource occupation and release the spectrum resource as soon as possible, when establishing the service connection, the allocation method with the least spectrum resource is preferred. When the spectrum resources are the same, the allocation method with the minimum total occupied time slots is preferred. Simulation results show that this algorithm can reduce the blocking rate and improve the spectrum utilization.

**Key words** optical communications; elastic optical network; software defined networks; routing and spectrum allocation; traffic grooming; holding-time-aware; multipath routing

**OCIS codes** 060.4510; 060.4251; 060.4257

收稿日期: 2020-02-13; 修回日期: 2020-03-03; 录用日期: 2020-03-06

基金项目: 国家自然科学基金(61371091, 61801074)、大连市科技创新基金(2019J11CY015)

\* E-mail: hrx@dlnu.edu.cn

# 1 引言

互联网流量的指数增长以及新型带宽密集型应用的出现,推动了大容量光纤传输技术的发展。弹性光网络(EON)具有传输速率高、扩展性强以及灵活性高等优点,受到了广泛关注<sup>[1-3]</sup>。EON利用光正交频分复用技术(O-OFDM),可根据业务带宽需求灵活分配频谱资源,但小粒度的频谱分配会使网络资源管理与分配变得更复杂。EON的路由与频谱分配(RSA)问题受到频谱连续性、一致性和不重叠性的限制<sup>[2-4]</sup>,不合理的分配策略会造成极大的频谱资源浪费。RSA的核心就是通过合理的选路和频谱分配策略,尽可能减少频谱碎片。设计有效的选路和频谱分配策略的前提是准确掌握网络状态、频谱占用等信息,因此,需要一个强大的管控平台对网络进行集中管理。软件定义网络(SDN)作为一种新型的网络架构,具有集中控制、易于管理、可编程等优点<sup>[5]</sup>。软件定义弹性光网络(SD-EON)在EON中引入SDN集中控制的优点,可以更好地解决RSA问题<sup>[6]</sup>。

Shen等<sup>[7]</sup>从频域维度提高频谱利用率,定义了归一化链路碎片度,并提出了碎片感知RSA算法。Yang等<sup>[8-10]</sup>讨论了持续时间感知(HTA)RSA(HTA-RSA)问题,将业务分为立即分配(IR)和预约分配(AR)两种业务类型。IR业务包括交互式网络电视、电子科研等实时应用,业务请求到达时需立即建立业务连接,服务结束后则拆除连接。AR业务包括数据备份、数据迁移等应用,具有特定的开始时间和持续时间,可以预先预留资源。Yang等<sup>[8]</sup>考虑了占用频隙(FS)和空闲频隙对碎片的影响,设计了一种新的路径碎片度量方法,通过最小化加权保持时间差,同时考虑频域和时域的碎片为业务请求选择最优分配方法。Singh等<sup>[9]</sup>提出一种基于业务持续时间的非破坏性碎片整理方案,为可并行移动且与其他业务不冲突的业务重新分配资源,并利用释放资源接纳新的业务请求。为了提高频谱利用率,Yang等<sup>[10]</sup>设计了一种度量持续时间差的方法,并在此基础上提出了一种动态RSA算法。

上述HTA-RSA算法可在多数情况下保证网络的阻塞率较低,但是当网络负载较高时,大量业务请求会涌入网络,导致网络频谱资源稀缺。此时HTA-RSA算法难以在单条路径上找到足够的频谱资源建立业务连接,从而增加了业务阻塞率。多径路由(MPR)将单个业务请求分割为多个子业务,可

在多条路径传输,能有效利用网络资源,降低阻塞率<sup>[11]</sup>。Zhu等<sup>[11]</sup>针对EON中的HTA-RSA问题,提出了一种综合考虑频域和时域的多径碎片感知路由、调制和频谱分配(MPFA)算法。为了避免不同业务连接之间的干扰,EON需在不同业务连接之间插入保护带宽,MPR将业务请求分为多个子业务建立连接,可增加业务连接的灵活性、降低频谱资源短缺带来的不利影响,但每个子业务都需要保护带宽,导致频谱资源浪费,无法承载更多业务连接。

流量疏导(TG)允许在一个连续的频谱块中同时建立多个业务连接,且多个业务连接之间不需插入保护带宽,可以很好地解决MPR中子业务分割造成的频谱资源浪费问题<sup>[12-13]</sup>。Fan等<sup>[12]</sup>提出了一种基于TG的动态多径路由算法,可合理分配多径路由形成的子业务,提高网络吞吐量,同时减少带宽可变收发机(BVT)的消耗。Dharmaweera等<sup>[13]</sup>提出了一种基于TG和MPR的整数线性规划(ILP)模型和启发式算法,可以提高频谱利用率。

de Santi等<sup>[14-15]</sup>研究了波分复用(WDM)网络中的业务持续时间感知、支持TG的选路和波长分配(RWA)问题,并提出了一种持续时间感知流量均衡(HTBalancing)算法,以改善网络的资源利用率。相比基于固定栅格的WDM,EON的RSA问题更复杂,已有HTA-RSA算法<sup>[8-10]</sup>仅在时域内根据保持时间差对业务进行分配,不能直接应用于TG场景。

综上所述,已有研究分别将TG和MPR、TG和HTA、MPR和HTA相结合,可在一定程度上提高频谱利用率。但TG与MPR的结合忽略了HTA,可能会使空闲频谱资源无法满足业务持续时间要求,导致连接建立失败;TG与HTA的结合忽略了MPR,在网络负载较大时会导致阻塞率偏高;MPR与HTA的结合忽略了TG,会占用过多的保护带宽,从而降低频谱利用率。因此,本文利用SDN集中管理的优势,在SD-EON中结合MPR和TG的优点解决HTA-RSA问题,同时利用自适应调制(AM)技术<sup>[11]</sup>选择满足传输距离限制的最高调制等级,在保证业务传输速率的前提下减少频谱资源占用。首先,建立了以最小化频谱资源占用为优化目标的ILP模型;其次,提出一种基于TG的时间感知多径RSA(HMRSATG)算法。该算法针对IR和AR两种业务,利用多种TG策略,依次尝试利用单径单业务分配、单径多子业务分配和多径多子业务分配三种方式建立业务连接,优先选择占用

频谱资源最少的分配方式。如果存在多种占用频谱资源相同的分配方式,则选择占用时隙(TS)总和最小的分配方式,尽快释放频谱资源以供后续业务请求建立连接。最后,利用 Mininet 仿真工具和 RYU 控制器搭建 SD-EON 仿真平台,仿真分析了 HM RSA-TG 算法的性能。

## 2 基于流量疏导的时间感知多径 RSA 问题建模

SD-EON 由相互独立的数据平面和控制平面构成,其中,控制平面由 SDN 控制器和 OpenFlow 代理(OF-AG)组成,每个 OF-AG 使用扩展的 OpenFlow 协议与控制器进行通信。数据平面包括带宽可变波长选择器(BV-WSS)、边缘路由器(ER)以及可切片带宽可变收发机(S-BVT)等。BV-WSS 以频隙为 12.5 GHz 的粒度切换频谱大小,根据路径距离和相应的调制格式,自适应地将具有不同速率的请求转换为可变数量的 FS。S-BVT 支持可切片性,能生成多种载波以支持到达不同目的节点的光路,实现多径传输。如果 ER 收到一个与现有流条目不匹配的新业务请求,则通过 Packet-In 消息发送到控制器。此外,ER 还可以基于 Flow-Mod 消息添加、删除和修改流条目。SD-EON 要求 BV-WSS 和 ER 都支持 OpenFlow 协议,并能基于流条目进行交叉连接操作。

为了实现 SD-EON,需要对 OpenFlow 协议的 Packet-In 消息和 Flow-Mod 消息进行扩展。其中,Packet-In 消息用于将到达的业务请求发送到控制器,因此,在扩展的 Packet-In 消息中需增加传输速率、业务类型、业务传输起始时间、持续时间等字段。控制器根据这些信息进行计算,得出建立业务连接所需的路由和频谱信息,再通过扩展的 Flow-Mod 消息将中心频率、频谱宽度、调制模式以及业务传输起始时间等信息发送给对应的光交换设备。其中,中心频率为  $(193.1 + 0.00625x)$  THz,频谱宽度为 12.5y GHz,其中,  $x, y$  为正整数。

SD-EON 数据平面拓扑可表示为一个有向图  $G(V, E)$ ,其中,  $V$  为网络交换节点(OF-AG + BV-WSS 或 OF-AG + ER)的集合,  $E$  为网络交换节点间双向光纤链路的集合,链路  $l(u, v) \in E$ ,其中,  $u, v \in V$ 。  $N = |V|$ 、 $L = |E|$  分别为网络的总节点数和链路数。每条链路的频谱资源在频域分为  $F$  个频谱槽(FS),在时域上分为  $T$  个时隙(TS)。每个 TS 具有相同的时间长度  $\tau$  (min),每个 FS 支持

的传输速率与所用调制等级有关,不同调制等级支持的速率以及与传输距离的对应关系如表 1 所示<sup>[11]</sup>。其中,BPSK 为二进制相移键控,QPSK 为正交相移键控,16QAM 为 16 进制正交振幅调制,网络中支持 IR 和 AR 两种业务。对于任意节点  $s, d$ ,利用  $K$  路由算法<sup>[16]</sup>计算出距离最短的  $K$  条路径  $p_k^{sd}$ ,作为候选路径集存入集合  $P = \{p_k^{sd}\}$ ,  $s, d \in N, k = 1, 2, \dots, K$ 。将到达的第  $i$  个业务请求表示为  $r_i(s_{r_i}, d_{r_i}, \omega_{r_i}, p_{r_i}, b_{r_i}, h_{r_i}) \in \psi$ ,其中,  $\psi = \{r_1, r_2, \dots, r_{|\psi|}\}$  为整个业务空间,  $s_{r_i}, d_{r_i} \in N$  为该业务请求的源节点和目的节点,  $\omega_{r_i}$  为业务请求的传输速率(单位为 Gbit/s),  $p_{r_i}$  为业务类型,  $p_{r_i} = 0$  或 1 分别表示 IR 或 AR 业务,  $b_{r_i}$  和  $h_{r_i}$  分别为业务请求的起始时间和持续时间。对于 IR 业务,  $b_{r_i} = 0$ ;对于 AR 业务,  $b_{r_i}$  为一特定时刻(某个 TS 的开始时刻)。如果  $r_i$  被分解为  $m$  个子业务请求,则  $r_i^j$  为第  $j$  ( $j = 1, 2, \dots, m$ ) 个子业务,  $m$  为子业务的数量。

表 1 调制格式与传输距离的对应关系<sup>[11]</sup>

Table 1 Correspondence between modulation format and transmission distance<sup>[11]</sup>

| Rate/(Gbit · s <sup>-1</sup> ) | Modulation format | Channel width/GHz | Reach/km |
|--------------------------------|-------------------|-------------------|----------|
| 40                             | QPSK              | 25.0              | 1800     |
| 40                             | BPSK              | 50.0              | 2500     |
| 100                            | QPSK              | 37.5              | 1700     |
| 100                            | BPSK              | 50.0              | 2000     |
| 400                            | 16QAM             | 75.0              | 600      |
| 400                            | QPSK              | 125.0             | 1200     |

对于到达的业务请求  $r_i$ ,结合 MPR、TG 和 HTA 的优点,根据其源节点、目的节点从  $P$  中选择相应的  $K$  条候选路径  $\{p_k^{s_i, d_i}\}$ ,  $k = 1, 2, \dots, K$ ,分别尝试利用单径单业务分配、单径多子业务分配和多径多子业务分配建立业务连接。建立业务连接涉及的四中策略如下。

1) 策略 1:利用源节点、目的节点间已存在光路建立业务连接。如图 1(a)所示,节点  $i$  和  $k$  之间存在一条光路,将节点  $i$  和  $k$  之间新到的业务请求疏导到该光路。

2) 策略 2:在源节点、目的节点间利用已存在光路和新建光路建立业务连接。如图 1(b)所示,节点  $i$  和  $j$  之间存在光路,将节点  $i$  和  $k$  之间新到的业务

请求疏导到节点  $i$  和  $j$  间已存在的光路,然后在节点  $j$  和  $k$  之间新建光路。

3) 策略3:将业务请求疏导到源节点、目的节点之间多个已存在光路。如图 1(c)所示,节点  $i$  和  $j$ 、节点  $j$  和  $k$  之间分别存在一条光路,将节点  $i$  和  $k$  之间新到的业务请求在节点  $i$  疏导到  $i$  和  $j$  之间已

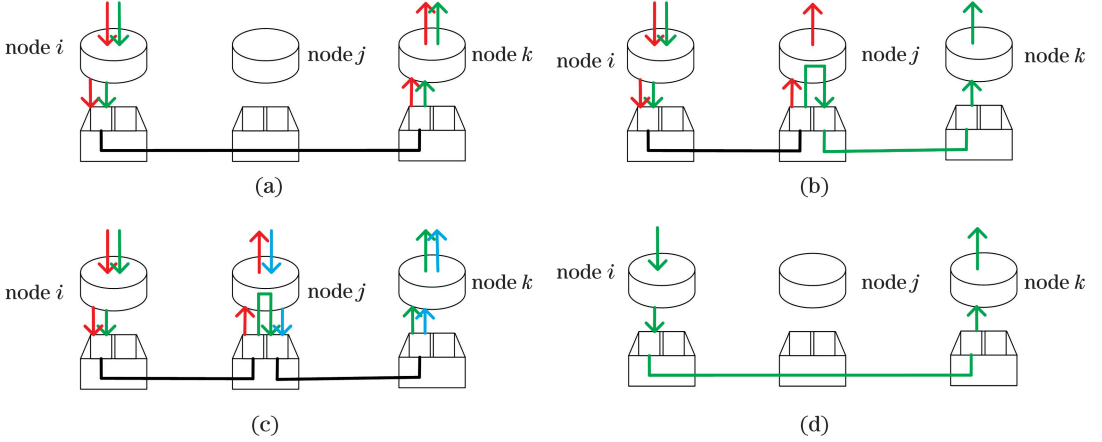


图 1 四种业务连接建立策略。(a)策略1;(b)策略2;(c)策略3;(d)策略4

Fig. 1 Four business connection establishment strategies. (a) Strategy1; (b) strategy2; (c) strategy3; (d) strategy4

为了便于描述基于 TG 的时间感知多径 RSA 问题的数学建模,引入参数:正整数  $\theta = 10^4$ ,用于判断频谱是否重叠分配<sup>[16]</sup>;可与业务连接  $r_i$  进行 TG 的已建立业务连接  $r_e$ ;  $r_i$  的起始和结束时隙  $t_{s,r_i}$ 、 $t_{e,r_i}$  (正整数);  $r_e$  的起始和结束时隙  $t_{s,r_e}$ 、 $t_{e,r_e}$  (正整数);  $r_i$ 、 $r_e$  的起始频隙  $f_{r_i}$ 、 $f_{r_e}$  (正整数);  $r_i$  的结束频隙  $f_{e,r_i}$  (正整数);  $r_i$  所选路径对应的调制等级  $m_{r_i}$ ,  $m_{r_i} = 1, 2, 4$  分别对应 BPSK、QPSK 和 16QAM;  $r_i$  实际分配在  $l(u, v) \in E$  时的起始和结束时隙  $t_{s,r_i}^{a,u,v}$ 、 $t_{e,r_i}^{a,u,v}$  (正整数);  $r_i$  和  $r_e$  所需要的频隙数  $N_{r_i}$ 、 $N_{r_e}$  (正整数); 二值变量  $\delta_{l,f}^{u,v,r_i}$ , 若链路  $l(u, v) \in E$  上的频隙  $f$  在时隙  $t$  被  $r_i$  占用, 则  $\delta_{l,f}^{u,v,r_i} = 1$ , 否则,  $\delta_{l,f}^{u,v,r_i} = 0$ ; 二值变量  $\rho_{f,p_k^{sd}}^{u,v,r_i}$ , 若链路  $l(u, v) \in p_k^{sd}$  上的频隙  $f$  在任意一个时隙被  $r_i$  占用, 则  $\rho_{f,p_k^{sd}}^{u,v,r_i} = 1$ , 否则,  $\rho_{f,p_k^{sd}}^{u,v,r_i} = 0$ ; 二值变量  $\xi_{s_{r_i},u}$ , 若  $r_i$  的源节点  $s_{r_i}$  为节点  $u \in N$ , 则  $\xi_{s_{r_i},u} = 1$ , 否则,  $\xi_{s_{r_i},u} = 0$ ; 二值变量  $\xi_{d_{r_i},u}$ , 若  $r_i$  的目的节点  $d_{r_i}$  为节点  $u \in N$ , 则  $\xi_{d_{r_i},u} = 1$ , 否则,  $\xi_{d_{r_i},u} = 0$ ; 二值变量  $X_{r_i}$ , 若当前对  $r_i$  进行处理, 则  $X_{r_i} = 1$ , 否则,  $X_{r_i} = 0$ ; 二值变量  $M_{r_i}^{m_{r_i}}$ , 若  $r_i$  使用调制格式  $m_{r_i}$ , 则  $M_{r_i}^{m_{r_i}} = 1$ , 否则,  $M_{r_i}^{m_{r_i}} = 0$ ; 二值变量  $Y_{r_i}^{p_k^{sd}}$ , 若  $r_i$  的业务连接经过路径  $p_k^{sd}$ , 则  $Y_{r_i}^{p_k^{sd}} = 1$ , 否则,  $Y_{r_i}^{p_k^{sd}} = 0$ ; 二

建的光路上,到达节点  $j$  后再疏导节点  $j$  和  $k$  之间的光路上。

4) 策略4:利用源节点、目的节点之间新建光路建立业务连接。如图 1(d)所示,直接在源节点  $i$  和目的节点  $k$  之间为新到业务请求建立光路。

值变量  $Z_{r_i}^{u,v}$ , 若  $r_i$  的业务连接经过链路  $l(u, v) \in E$ , 则  $Z_{r_i}^{u,v} = 1$ , 否则,  $Z_{r_i}^{u,v} = 0$ ; 二值变量  $W_{r_i,r_e}$ , 若  $r_i$  和  $r_e$  经过同一链路, 则  $W_{r_i,r_e} = 1$ , 否则,  $W_{r_i,r_e} = 0$ ; 二值变量  $U_{r_i,r_e}$ , 若  $r_i$  和  $r_e$  经过同一链路且  $r_i$  的起始频隙号小于  $r_e$  的起始频隙号, 则  $U_{r_i,r_e} = 1$ , 否则,  $U_{r_i,r_e} = 0$ 。

建模时将最小化频谱资源占用作为优化目标, 可表示为

$$\min \sum_{r_i \in \psi} \sum_{l(u,v) \in E} [Z_{r_i}^{u,v} \cdot \sum_{t=t_{s,r_i}^{a,u,v}}^{t_{e,r_i}^{a,u,v}} \sum_{f=0}^{F-1} \delta_{t,f}^{u,v,r_i}]. \quad (1)$$

1) RSA 的限制性条件包括

$$F \geq f_{r_i} + N_{r_i} - 1, \forall r_i \in \psi, \quad (2)$$

$$\sum_{l(u,v) \in E} Z_{r_i}^{u,v} - \sum_{l(v,u) \in E} Z_{r_i}^{v,u} = \xi_{s_{r_i},u} - \xi_{d_{r_i},u}, \quad \forall r_i \in \psi, \forall u, v \in N, \quad (3)$$

$$\sum_{r_i \in \psi} (Z_{r_i}^{u,v} + Z_{r_i}^{v,u}) \leq 1, \forall l(u,v) \in E, \quad (4)$$

$$f_{r_i} + N_{r_i} - f_{r_e} \leq \theta(1 - U_{r_i,r_e}), \forall r_i \in \psi, \quad (5)$$

$$f_{r_e} + N_{r_e} - f_{r_i} \leq \theta(1 - W_{r_i,r_e} + U_{r_i,r_e}), \forall r_i \in \psi, \quad (6)$$

$$\rho_{f,p_k^{sd}}^{u,v,r_i} = \rho_{f,p_k^{sd}}^{m,n,r_i}, \forall l(u,v) \in p_k^{sd}, l(m,n) \in p_k^{sd}. \quad (7)$$

(2)式可以保证为业务请求分配的 FS 数不会超过链路的总 FS 数,(3)式为流守恒条件,(4)式可以保证路径无死锁,(5)式和(6)式可以保证频谱不会重叠分配,(7)式为频谱的连续性约束,即业务连接在同一路径的不同链路占用的频隙相同。

2) 多径路由的限制性条件包括

$$\sum_{r_i^j \in r_i} Y_{r_i^j}^{p_k^{sd}} - X_{r_i^j} = 0, \forall r_i \in \psi, p_k^{sd} \in P, \quad j = 1, 2, \dots, m, \quad (8)$$

$$\sum_{r_i^j \in r_i} M_{r_i^j}^{m_{r_i}} - X_{r_i^j} = 0, \forall r_i \in \psi, j = 1, 2, \dots, m. \quad (9)$$

(8)式可以保证  $r_i$  的每个子业务不会再进行分割,即保证每个子业务连接单径传输。(9)式可以保证每个子业务连接使用单一的调制格式。

### 3 启发式算法

上述 ILP 模型在网络规模较大时求解复杂度极高,不满足动态到达业务请求业务连接建立的需求,因此,提出了启发式算法 HM RSA-TG。该算法可分为单径单业务分配、单径多子业务分配和多径多子业务分配三个阶段。由于每个子业务都需要分配保护带宽,因此,后两个阶段比单径单业务分配占用的保护带宽更多。为了节省频谱资源,首先尝试第一阶段,如果失败则进入第二、第三阶段。多径分配可能会导致子业务到达目的节点的时间不同,因此,目的节点需配置额外的缓冲区缓存数据并重新排序。第一阶段失败后先尝试将业务分为子业务,并将分割的子业务在单路径的不同空闲频谱块进行分配。如果失败,则进入第三阶段,从备选路径中选出与子业务数相同的路径进行排列,尝试将子业务分配在不同的路径中。

具体描述算法前,引入参数:为  $r_i$  建立业务连接后,该业务连接在  $p_k^{sd}$  上各链路占用的时隙总数  $H_{p_k^{sd}}^a$  (正整数);二值变量  $q_{t,f}^{l_{u,v}}$ ,若链路  $l(u,v)$  上的频隙  $f$  在时隙  $t$  空闲,则  $q_{t,f}^{l_{u,v}} = 1$ ,否则,  $q_{t,f}^{l_{u,v}} = 0$ ;业务连接建立前后  $q_{t,f}^{l_{u,v}}$  的值  $q_{t,f}^{l_{u,v},\text{before}}$ 、 $q_{t,f}^{l_{u,v},\text{after}}$  (二值变量);矩阵  $[Q_{l_{u,v}}]_{T \times F}$ ,其元素  $q_{t,f}^{l_{u,v}}$  为链路  $l(u,v)$  频谱的占用情况;矩阵  $[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F}$ ,其元素  $q_{t,f}^{p_k^{sd}}$  为路径  $p_k^{sd}$  的频谱占用情况;链路  $l(u,v)$  上,业务  $r_i$  或子业务  $r_i^j$  分配在频谱块  $[b,e]$  时占用的频隙数

$C_{b,e}^{l_{u,v},i}$ 、 $C_{b,e}^{l_{u,v},i,j}$  (正整数);路径  $p_k^{sd}$  上业务  $r_i$  或子业务  $r_i^j$  分配在频谱块  $[b,e]$  时占用的频隙总数  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$ 、 $C_{b,e}^{p_k^{sd},i,j}$  (正整数);单径多子业务分配时所有子业务分配在路径  $p_k^{sd}$  时占用的频隙总数  $C^{p_k^{sd}}$  (正实数);多径多子业务分配时所有子业务分配在不同路径时占用的频隙总数  $C$  (正实数)。

#### 3.1 算法描述

##### 3.1.1 单径单业务分配

1) 对于到达业务请求  $r_i$ ,根据源节点、目的节点选择  $P = \{p_k^{sd}\}$  作为备选路径。对于每条备选路径  $p_k^{sd}$  ( $k=1,2,\dots,K$ ),根据其物理长度选择最优的调制格式使业务请求占用的频隙数最少。 $p_k^{sd}$  上  $r_i$  所需的频隙数  $N_{r_i}$  可表示为

$$N_{r_i} = \left\lceil \frac{b}{C_{\text{slot}}} \right\rceil, \quad (10)$$

式中, $\lceil \cdot \rceil$  为取整函数, $C_{\text{slot}}$  为每个频隙的带宽, $b$  为业务传输速率  $w_{r_i}$  使用最优调制格式时对应的带宽,可根据文献[11]得到。

2) 根据  $p_k^{sd}$  上每条链路  $l(u,v) \in p_k^{sd}$  的频谱占用情况构造矩阵  $[Q_{l_{u,v}}]_{T \times F}$ ,并以此作为确认路径中连续空闲频隙的基础。 $[Q_{l_{u,v}}]_{T \times F}$  可表示为

$$[Q_{l_{u,v}}]_{T \times F} = \begin{bmatrix} q_{0,1}^{l_{u,v}} & \cdots & q_{0,F-1}^{l_{u,v}} \\ \vdots & & \vdots \\ q_{T-1,1}^{l_{u,v}} & \cdots & q_{T-1,F-1}^{l_{u,v}} \end{bmatrix}. \quad (11)$$

到路径  $p_k^{sd}$  上的频谱占用情况可表示为

$$[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F} = \prod_{l_{u,v} \in p_k^{sd}} [Q_{l_{u,v}}]_{T \times F} = \begin{bmatrix} q_{0,0}^{p_k^{sd}} & \cdots & q_{0,F-1}^{p_k^{sd}} \\ \vdots & & \vdots \\ q_{T-1,0}^{p_k^{sd}} & \cdots & q_{T-1,F-1}^{p_k^{sd}} \end{bmatrix}. \quad (12)$$

3) 对于每条路径  $p_k^{sd}$  的处理方法:根据  $[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F}$  确定  $r_i$  在当前路径下满足约束条件的所有可行分配方式。对于当前路径的所有可行分配方式,首先,计算  $r_i$  在不同分配方式下所有链路的占用频隙数  $C_{b,e}^{l_{u,v},i}$

$$C_{b,e}^{l_{u,v},i} = \sum_{t=0}^{T-1} \sum_{f=0}^{F-1} |q_{t,f}^{l_{u,v},\text{after}} - q_{t,f}^{l_{u,v},\text{before}}|, \quad (13)$$

再计算  $r_i$  在当前路径的占用频隙总数  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$

$$C_{b,e}^{p_k^{sd},i} = \sum_{l(u,v) \in p_k^{sd}} C_{b,e}^{l,u,v,i}. \quad (14)$$

然后,选择  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$  最小的分配方式作为当前路径的候选分配方式。如果当前路径不存在可行分配方式,则对下一条路径进行处理。如果  $r_i$  在所有路径上都无法分配,则进入单径多子业务分配;否则,从所有可行分配方式中选取  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$  最小的路径及对应的分配方式建立业务连接。

4) 如果存在多个  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$  相同的候选方式,则根据

$$t_{s,r_i}^{a,u,v} = \begin{cases} t_{s,r_i}, & \text{without traffic grooming} \\ \min(t_{s,r_i}, t_{s,r_e}), & \text{with traffic grooming} \end{cases}, \quad (15)$$

$$t_{e,r_i}^{a,u,v} = \begin{cases} t_{e,r_i}, & \text{without traffic grooming} \\ \max(t_{e,r_i}, t_{e,r_e}), & \text{with traffic grooming} \end{cases}, \quad (16)$$

计算  $r_i$  在多个  $C_{b,e}^{p_k^{sd},i}$  相同候选方式对应路径所有链路上的实际开始和结束时隙,然后根据

$$H_{p_k^{sd}}^a = \sum_{l(u,v) \in p_k^{sd}} t_{e,r_i}^{a,u,v} - t_{s,r_i}^{a,u,v} + 1, \quad (17)$$

计算每个分配方式下的实际占用时隙总数  $H_{p_k^{sd}}^a$ ,选择  $H_{p_k^{sd}}^a$  最小的路径以及对应分配方式建立业务连接。如果存在多个分配方式,则选择结束频隙编号最小的分配方式建立业务连接。为  $r_i$  建立业务连接后,更新  $[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F}$ 。

第一阶段单径单业务分配的流程图如图 2 所示。

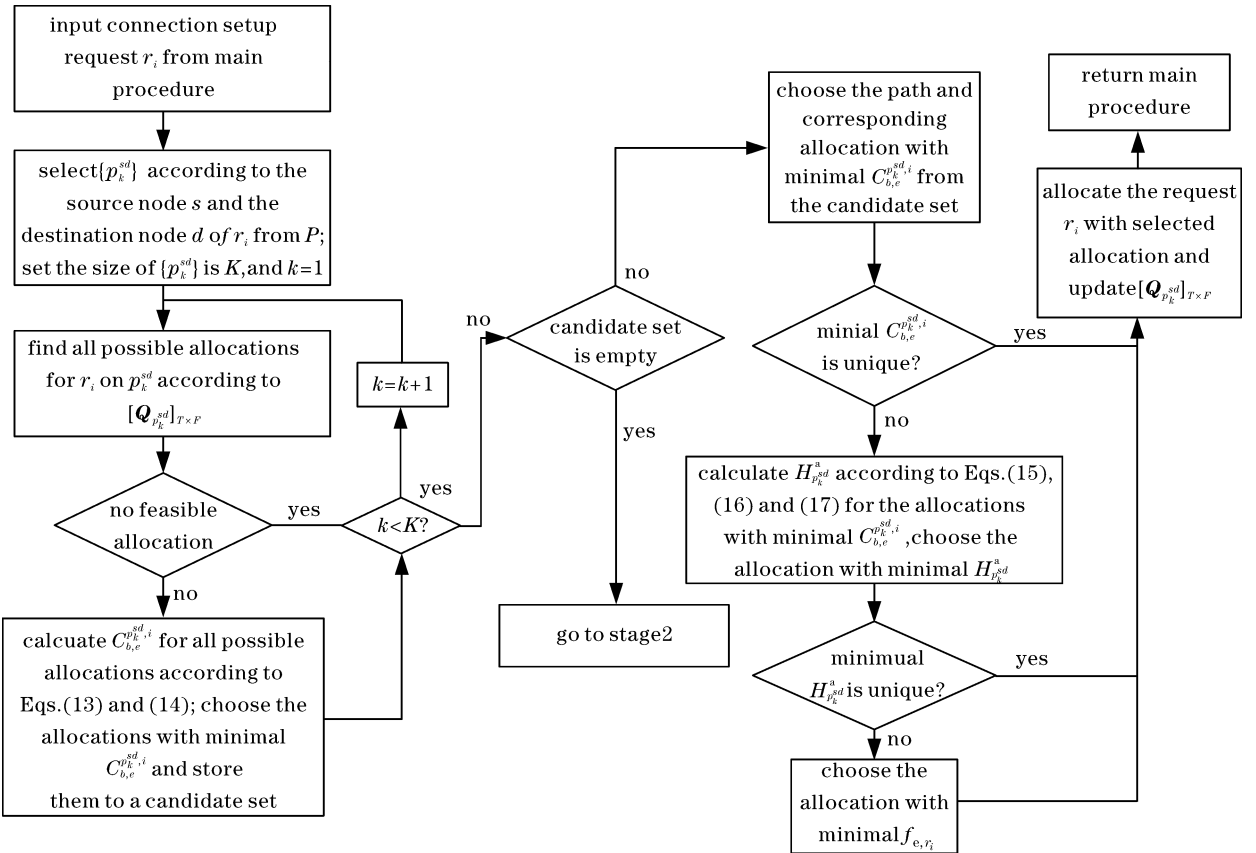


图 2 第一阶段的流程图

Fig. 2 Flow chart of the first stage

### 3.1.2 单径多子业务分配

1) 如果业务在第一阶段被阻塞,则将  $r_i$  分割成  $m$  个子业务,可能的业务分割方式可表示为

$$w_{r_i} = w_1 \cdot n_1 + w_2 \cdot n_2 + w_3 \cdot n_3, \quad (18)$$

式中,  $w_1, w_2, w_3$  分别为子业务支持的三种传输速率,且  $w_1 > w_2 > w_3, n_1, n_2, n_3$  为整数。首先对  $n_1,$

$n_2, n_3$  的不同组合以  $n_1$  为基准进行降序排序,如果  $n_1$  相同,则以  $n_2$  为基准进行降序排序。排序结束后首先选择第一种组合作为业务的分割方式,即  $m$  等于第一种组合中  $n_1, n_2, n_3$  的和。如果  $m > K$ ,则业务阻塞;否则,继续处理业务。

2) 备选路径  $p_k^{sd}$  的处理方式:对于每个子业务

$r_i^j$ , 依次依据单径单业务分配方式选择当前路径的最优分配方式, 得到  $C_{b,e}^{p_k^{sd}, i, j}$ 。如果当前路径某个子业务不存在可行分配方式, 则对下一条路径进行处理。如果  $r_i^j$  在所有路径上都无法成功建立连接, 则进入第三阶段的多径多子业务分配; 否则, 对能成功分配全部子业务的路径, 根据(19)式计算所有子业务分配在路径  $p_k^{sd}$  时占用的频隙总数  $C^{p_k^{sd}}$ , 并选择  $C^{p_k^{sd}}$  最小的路径以及对应的分配方式建立业务连接。

$$C^{p_k^{sd}} = \sum_{j=1}^m C_{b,e}^{p_k^{sd}, i, j} \quad (19)$$

3) 如果存在多个  $C^{p_k^{sd}}$  相同的候选方式, 每种分配方式的实际占用时隙总数  $H_{p_k^{sd}}^a$  可表示为

$$H_{p_k^{sd}}^a = \sum_{j=1}^m \sum_{l(u,v) \in p_k^{sd}} t_{e,r_i^j}^{a,u,v} - t_{s,r_i^j}^{a,u,v} + 1 \quad (20)$$

选择  $H_{p_k^{sd}}^a$  最小的路径以及对应的分配方式建立业务连接。如果存在多种分配方式, 则选择结束频隙编号最小的分配方式建立业务连接, 为所有  $r_i^j$  建立业务连接后, 更新  $[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F}$ 。第二阶段单径多子业务分配的流程图如图 3 所示。

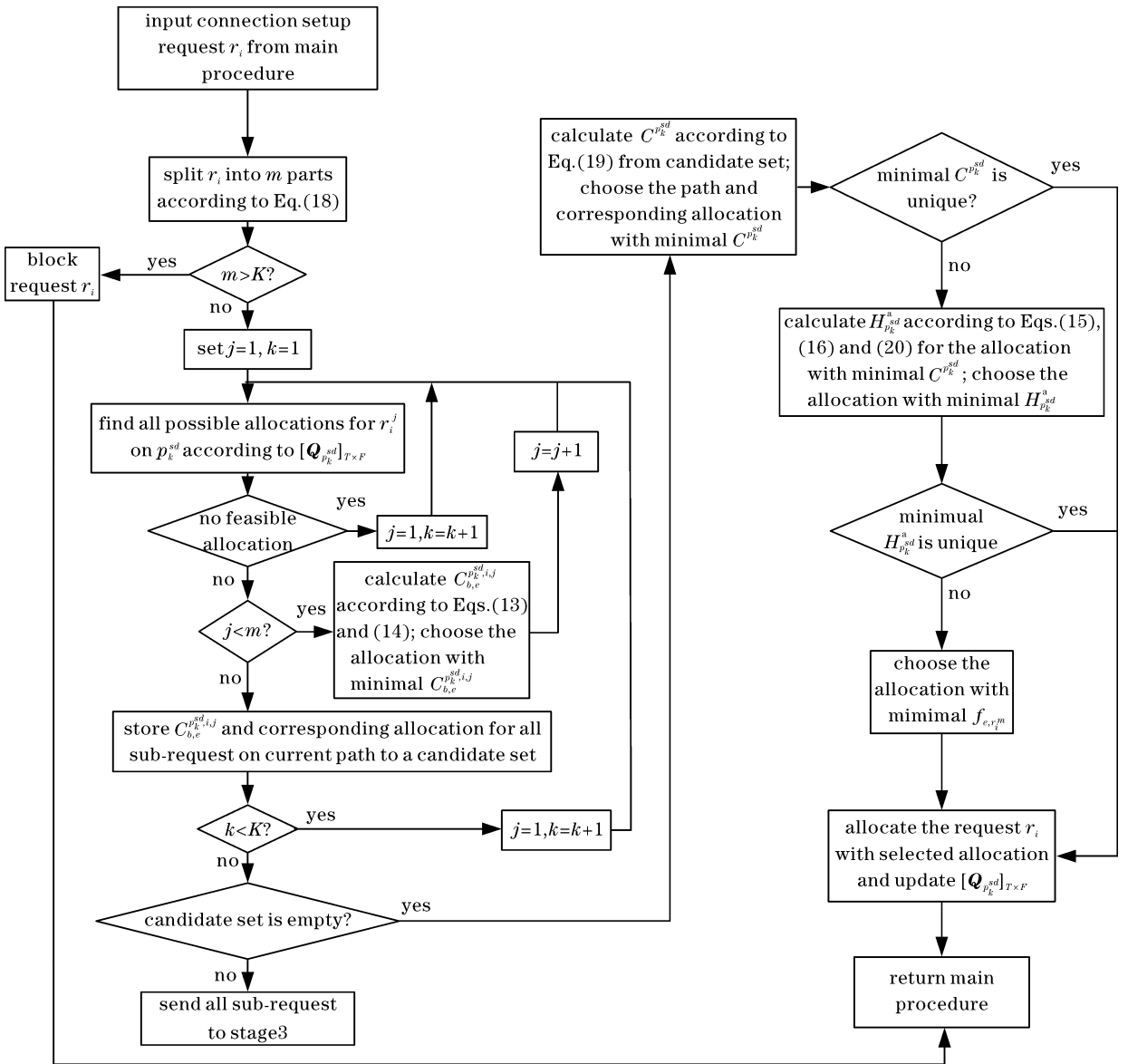


图 3 第二阶段流程图

Fig. 3 Flow chart of the second stage

### 3.1.3 多径多子业务分配

1) 将业务按照第二阶段确定的分割方式分为

$m$  个子业务, 然后从备选路径  $P = \{p_k^{sd}\}$  中选取前  $m$  条路径进行排列, 得到路径的排列集  $\langle p_1^{sd}, \dots, p_m^{sd} \rangle$

$p_2^{sd}, \dots, p_m^{sd} >$ .

2) 对于每种排列方式,分别尝试将子业务  $r_i^j$  一一对应分配到  $p_j^{sd}$  上,并采用单径单业务分配方式为每个子业务建立连接,得到每个子业务的最优分配方式以及对应的  $C_{b,e}^{p_j^{sd},i,j}$ 。如果  $r_i^j$  在对应路径  $p_j^{sd}$  无法成功分配,则处理下一种路径排列方式。如果对所有路径排列方式,子业务都无法成功分配,则阻塞业务请求;否则对于所有可行的分配方式,计

算所有子业务分配在不同路径时占用的频隙总数  $C$ ,可表示为

$$C = \sum_{j=1}^m C_{b,e}^{p_j^{sd},i,j} \quad (21)$$

选择  $C$  最小的分配方式为每个子业务在对应路径建立连接。成功建立业务连接后,对  $[Q_{p_k^{sd}}]_{T \times F}$  进行更新;否则阻塞业务请求。第三阶段多径多子业务分配的流程图如图 4 所示。

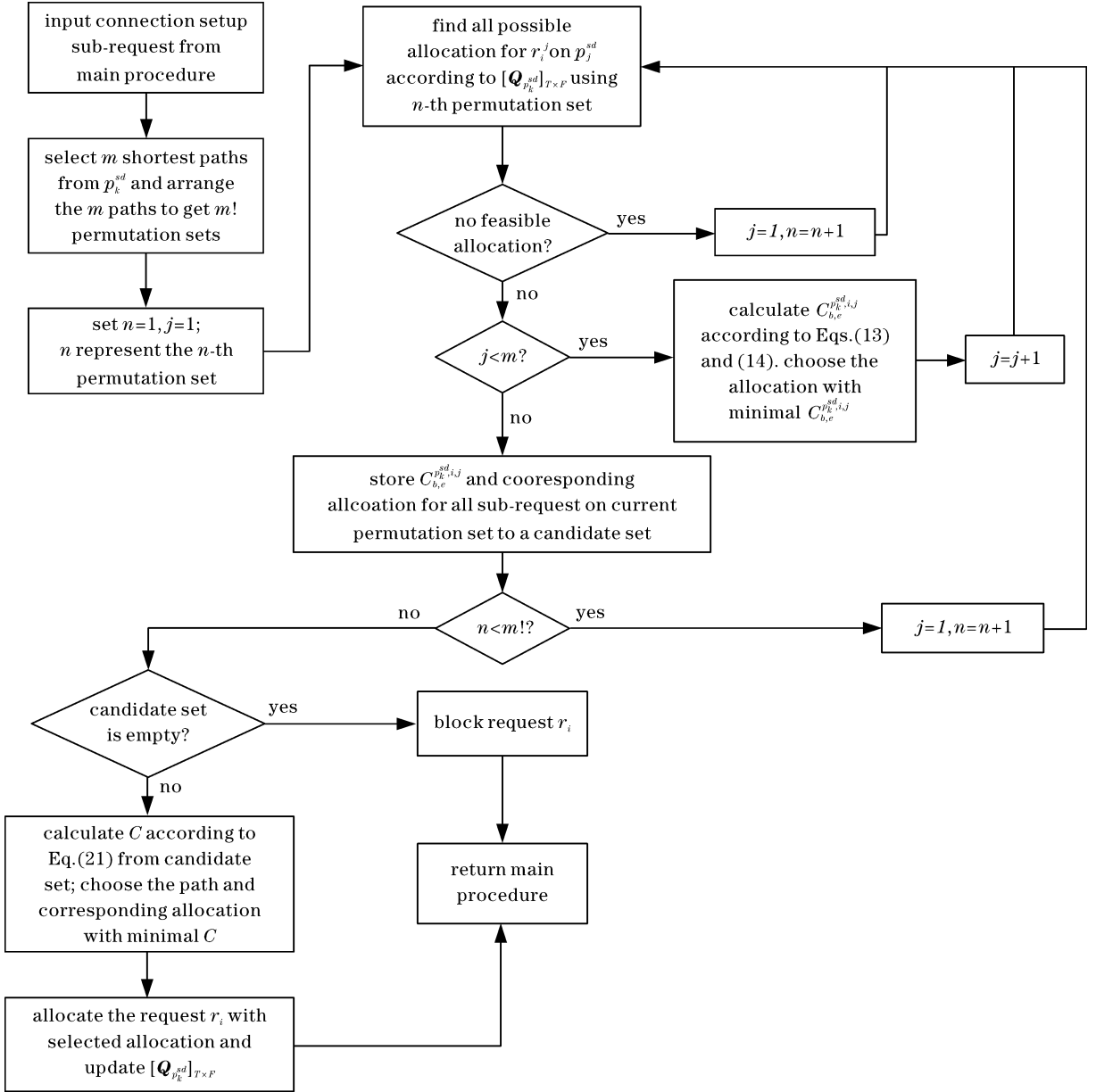


图 4 第三阶段流程图

Fig. 4 Flow chart of the third stage

### 3.2 算法复杂度分析

HMRSA-TG 算法的流程图如图 5 所示,可以发现,单径单业务分配需要在  $k$  条备选路径中寻找

合适的分配方式,其中,  $k \leq K$  为任意源节点、目的节点间的最短路径数。每条备选路径最多有  $L$  条链路,每条链路最多有  $F$  种可能的分配方式。计算



每种分配方式占用频隙数的复杂度为  $O(F \cdot T)$ , 计算每种分配方式实际占用时隙数的复杂度为  $O(L)$ , 单径单业务分配的时间复杂度为  $O(k \cdot L \cdot F^2 \cdot T + k \cdot L)$ , 可简化为  $O(k \cdot L \cdot F^2 \cdot T)$ 。单径多业务分配同样需要在  $k$  条备选路径中寻找合适的分配方式, 每条备选路径最多有  $L$  条链路, 每条链路最多有  $F \cdot (F-1) \cdots (F-m+1)$  种可能的分配方式, 其中,  $m$  为业务最多可分成的子业务数, 单径多业务分配的时间复杂度为  $O(k \cdot L \cdot F^{m+1} \cdot T + m \cdot k \cdot L)$ 。多径多业务分配共有  $m!$  种路径

排列方式, 每种路径排列方式中子业务对应的  $m$  条路径中每条最多有  $L$  条链路, 每条链路最多有  $F$  种可能的分配方式, 则多径多业务分配的时间复杂度可简化为  $O[(m+1)! \cdot L \cdot F^2 \cdot T]$ 。综上所述, 算法的最高复杂度可近似为  $O[k \cdot L \cdot F^{m+1} \cdot T + m \cdot k \cdot L + (m+1)! \cdot L \cdot F^2 \cdot T]$ 。一般而言, 业务连接可分的子业务数不会太大, 因此,  $m$  取值较小, 即多径多业务分配的时间复杂度并不高。其次, 在多数情况下, 算法执行前两个阶段就能成功建立连接, 此时算法的复杂度近似为  $O(K \cdot L \cdot F^{m+1} \cdot T + m \cdot k \cdot L)$ 。

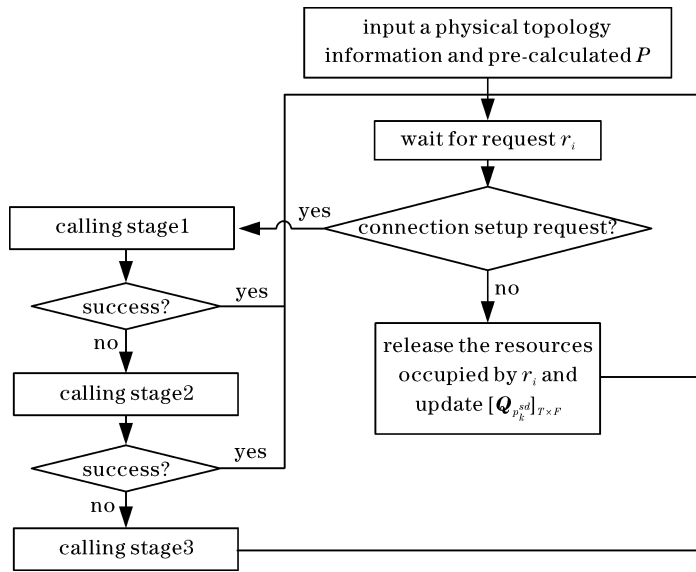


图 5 HM RSA-TG 算法的流程图

Fig. 5 Flow chart of HM RSA-TG algorithm

### 3.3 不同算法的对比

以图 6(a) 包含 5 节点、6 链路的网络为例, 对比 HM RSA-TG、MPFA<sup>[11]</sup> 及 HTBalancing<sup>[14]</sup> 三种算法的资源占用情况。将针对固定栅格 WDM 网络的 HTBalancing 算法扩展到支持灵活栅格, 网络中已建立业务连接  $r_1 \sim r_5$ 。图 6(b) 为频域中各链路的频谱占用情况。 $r_1(A, B, 40, 0, 0, 1)$  与  $r_4(A, B, 100, 0, 0, 3)$  在链路  $l_{AB}$  建立连接,  $r_2(B, C, 40, 0, 0, 2)$  在链路  $l_{BC}$  建立连接,  $r_3(D, C, 140, 1, 1, 2)$  在链路  $l_{CD}$  建立连接,  $r_5(E, C, 140, 0, 0, 2)$  在链路  $l_{EC}$  建立连接。 $l_{CD}$ 、 $l_{AB}$ 、 $l_{BC}$ 、 $l_{EC}$  的二维频谱如图 6(c)~图 6(f) 所示, 其中, 横纵坐标轴目  $f$  和  $t$  分别表示频域和时域, 节点 A、C 之间的  $K(3)$  条最短路径分别为 A-B-C ( $p_1$ )、路径 A-E-C ( $p_2$ ) 和路径 A-D-C ( $p_3$ ), 其物理长度分别为 1720, 1760, 1800 km。

假设此时新到业务请求为  $r_6(A, C, 120, 0, 0,$

2), HM RSA-TG 算法对 A、C 之间的三条路径都采用 QPSK 调制, 根据表 1<sup>[11]</sup> 可知, 对传输速率为 120 Gbit/s 的业务请求采用 QPSK 调制格式对应的带宽需求为 75 GHz, 根据 (10) 式可知建立业务连接需占用 6 个 FS。根据图 6(c)~图 6(f) 各链路的频谱使用状态可知, 无论使用哪条路径, 都没有足够的空闲 FS 建立连接, 因此, 第一阶段失败, 进入第二阶段。在第二阶段中将业务分割为三个子业务  $r_6^1$ 、 $r_6^2$  及  $r_6^3$  (假设  $w_1$ 、 $w_2$ 、 $w_3$  分别为 400, 100, 40 Gbit/s), 每个子业务的传输速率都为 40 Gbit/s。根据图 6(c)~图 6(f) 可知, 无论利用哪条路径, 仍然没有足够的空闲 FS 容纳业务, 因此第二阶段失败, 进入第三阶段。在第三阶段中, 将三个子业务分配在三条路径上, 每条路径仅传输一个速率为 40 Gbit/s 的子业务, 需要 2 个 FS。由图 6(d)、图 6(e) 可知,  $p_1$  中有四种可行分配方式, 即分配在频隙 2 和频隙 3 (利用策略 2,  $r_6^1$  在

$l_{AB}$  与  $r_1$  疏导,或在  $l_{BC}$  与  $r_2$  疏导)、分配在频隙 3 和 4(利用策略 4 新建光路)、分配在频隙 4 和 5(利用策略 4 新建光路)以及分配在频隙 5 和 6(利用策略 3,  $r_6^1$  在  $l_{AB}$  与  $r_4$  疏导,在  $l_{BC}$  新建光路)。根据(13)式、(14)式得到四种分配方式下  $C_{2,3}^{p_1,6,1} = 11$ 、 $C_{3,4}^{p_1,6,1} = 13$ 、 $C_{4,5}^{p_1,6,1} = 14$ 、 $C_{5,6}^{p_1,6,1} = 14$ , 因此确定  $r_6^1$  在路径  $p_1$  上使用策略 2 分配在频隙 2 和频隙 3。同理可求出  $r_6^2$  在路径  $p_2$ 、 $r_6^3$  在路径  $p_3$  的分配

方式,最终的分配结果如图 7 所示。使用 MPFA 算法<sup>[14]</sup>为  $r_6$  建立业务连接时,主要考虑如何减少业务分配前后二维频谱碎片的差值,并在无法找到单一路径建立业务连接时尝试用 MPR 在多路径建立连接。业务连接建立成功后,各链路的资源使用情况如图 8 所示。由于 HTBalancing 算法<sup>[14]</sup>不支持 MPR,无法找到单一路径建立业务连接,因此,导致  $r_6$  被阻塞。

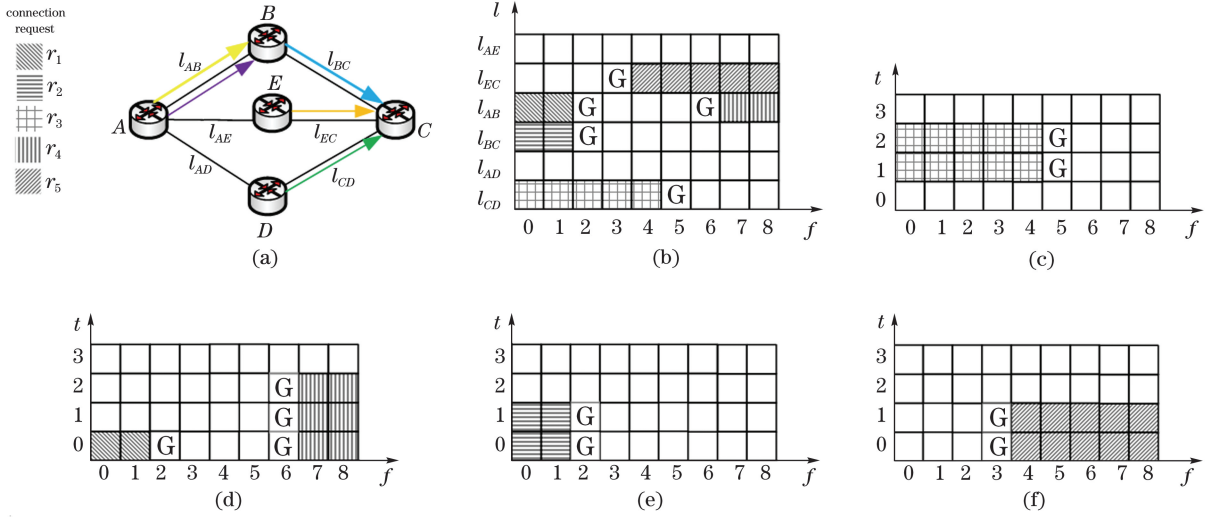


图 6 不同算法的资源占用情况。(a)网络的拓扑结构;(b)不同链路的资源占用情况(频域);(c) $l_{CD}$  的资源占用情况;(d) $l_{AB}$  的资源占用情况;(e) $l_{BC}$  的资源占用情况;(f) $l_{EC}$  的资源占用情况

Fig. 6 Resource occupation of different algorithms. (a) Network topology; (b) resource occupation of different links (frequency domain); (c) resource occupation of  $l_{CD}$ ; (d) resource occupation of  $l_{AB}$ ; (e) resource occupation of  $l_{BC}$ ; (f) resource occupation of  $l_{EC}$

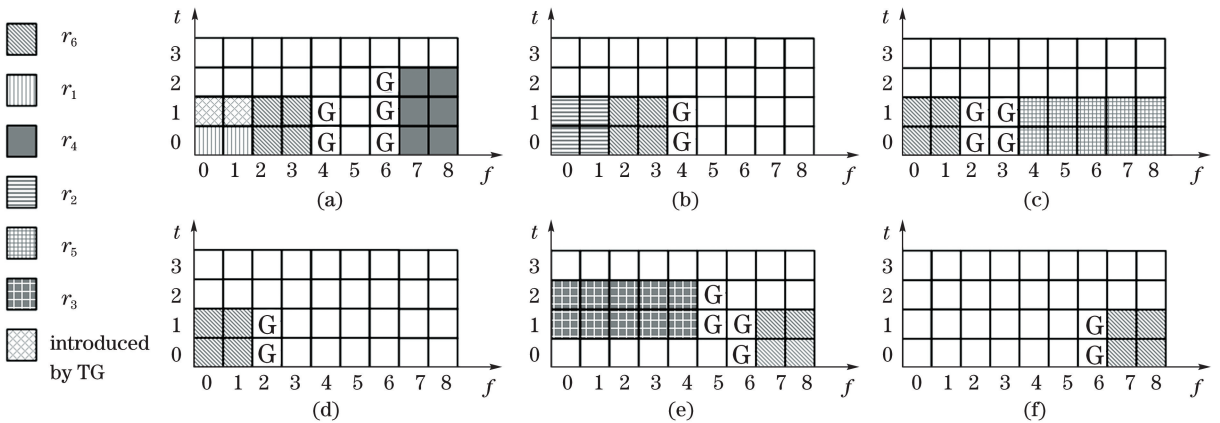


图 7 HMRSa-TG 算法为路径  $r_6$  建立连接后各链路的资源占用情况。

(a) $l_{AB}$ ; (b) $l_{BC}$ ; (c) $l_{EC}$ ; (d) $l_{CE}$ ; (e) $l_{DC}$ ; (f) $l_{CD}$

Fig. 7 Resource occupation of each link after the path  $r_6$  is connected by HMRSa-TG algorithm.

(a) $l_{AB}$ ; (b) $l_{BC}$ ; (c) $l_{EC}$ ; (d) $l_{CE}$ ; (e) $l_{DC}$ ; (f) $l_{CD}$

在图 6 所示拓扑网络中,假设新到业务请求为  $r_7$  ( $A, C, 180, 0, 0, 2$ ),由上述方法可知,使用 HMRSa-TG 算法第一、第二阶段都无法成功分配。

在第三阶段中三个子业务  $r_7^1$ 、 $r_7^2$  及  $r_7^3$  的传输速率分别为 100, 40, 40 Gbit/s,  $r_7^1$  分配到  $p_1 \sim p_3$  三条备选路径时,用 BPSK 调制需 4 个 FS;而  $r_7^2$  和  $r_7^3$

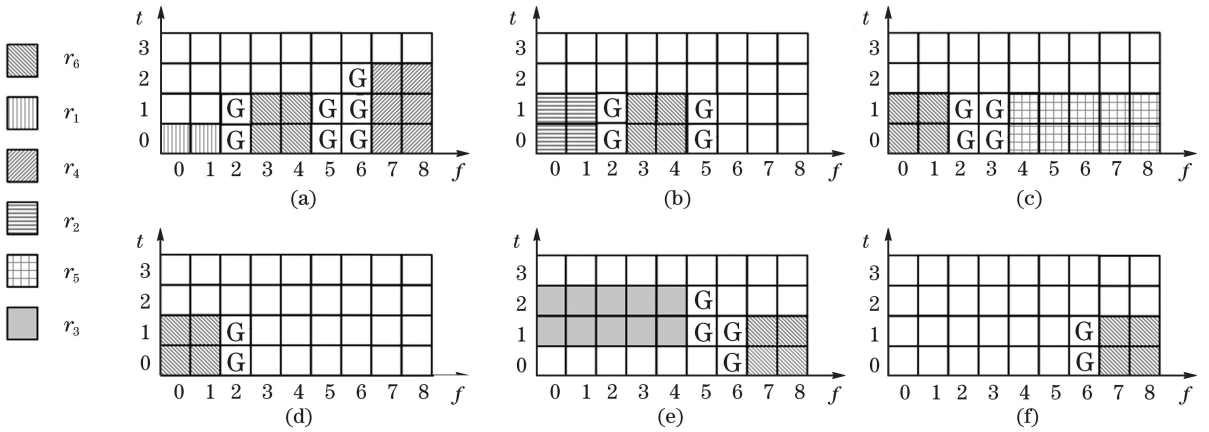


图8 MPFA算法为路径  $r_6$  建立连接后各链路的资源占用情况。

(a)  $l_{AB}$ ; (b)  $l_{BC}$ ; (c)  $l_{EC}$ ; (d)  $l_{CE}$ ; (e)  $l_{DC}$ ; (f)  $l_{CD}$

Fig. 8 Resource occupation of each link after the path  $r_6$  is connected by MPFA algorithm.

(a)  $l_{AB}$ ; (b)  $l_{BC}$ ; (c)  $l_{EC}$ ; (d)  $l_{CE}$ ; (e)  $l_{DC}$ ; (f)  $l_{CD}$

分配到三条备选路径时,用 QPSK 调制分别需要 2 个 FS。分别利用  $p_2$ 、 $p_1$  和  $p_3$  为子业务  $r_7^1$ 、 $r_7^2$  和  $r_7^3$  建立连接可使频谱资源占用最小化,由于 MPFA 算法在三个阶段都无法找到足够的连续空闲 FS 建立连接,而 HTBalancing 算法中任意一条备选路径都没有足够的频谱资源,均导致业务请求被阻塞。

表 2 对比了三种算法中成功建立业务连接和频谱资源占用的情况,其中,N/A 表示无该项数据。可以看出, HM RSA-TG、MPFA 算法优于 HTBalancing 算法,可为更多业务请求成功建立连接;相比 MPFA 算法, HM RSA-TG 算法占用的频谱资源更少,且能接纳更多的业务请求。

表 2 三种算法的比较

Table 2 Comparison of three algorithms

| Algorithm                   | Connection established successfully |       | Number of FS occupied by request |       | Number of FS occupied by guard bandwidth |       | Total number of occupied FS |       |
|-----------------------------|-------------------------------------|-------|----------------------------------|-------|--|-------|-----------------------------|-------|
|                             | $r_6$                               | $r_7$ | $r_6$                            | $r_7$ | $r_6$                                    | $r_7$ | $r_6$                       | $r_7$ |
|                             | HM RSA-TG                           | yes   | yes                              | 26    | 34                                       | 9     | 5                           | 35    |
| MPFA <sup>[11]</sup>        | yes                                 | no    | 24                               | N/A   | 13                                       | N/A   | 37                          | N/A   |
| HTBalancing <sup>[14]</sup> | no                                  | no    | N/A                              | N/A   | N/A                                      | N/A   | N/A                         | N/A   |

### 4 仿真及数据分析

利用 Mininet 仿真工具和 RYU 控制器搭建 SD-EON 仿真平台,对 HM RSA-TG 算法进行仿真评测,并与 MPFA 算法<sup>[11]</sup>以及扩展的 HTBalancing 算法<sup>[14]</sup>进行对比分析。仿真拓扑为 14 节点、21 链路的 NSFNet<sup>[11]</sup>以及 24 节点、42 链路的 USFNet<sup>[11]</sup>,假设 EON 配置在 C 波段(C-band)中,每根光纤支持的链路容量为 4.475 THz。基于 O-OFDM 技术,每个 FS 的带宽通常为 12.5 GHz,即每条链路的  $F=358$ 。仿真中可供选择的传输速率和调制格式为 40 Gbit/s BPSK/QPSK、100 Gbit/s BPSK/QPSK 以及 400 Gbit/s QPSK/16QAM。仿真业务模型为动态业务模型,包括 1:1 产生的 IR 和 AR 业务。业务请求总数为

$10^4$ ,所有业务请求按平均速率服从参数为  $\lambda$  的泊松分布到达网络,源节点、目的节点随机选取,业务连接持续时间服从均值为  $1/\mu$  的指数分布,即全网的总负载为  $\lambda/\mu$  erl,erl(爱尔兰)为话务量的单位,仿真时取  $\mu=0.01$ 。业务请求的传输速率均匀分布在 {40,80,100,120,140,180,200,240,300,400 Gbit/s}。假设每个时隙的持续时间为 10 min,每个 IR 请求都有固定的开始时间,AR 请求的开始时间平均分布在 100~300 min。仿真中 MPFA 算法的参数  $\alpha=0.7$ ,  $\beta=0.3$ ,HTBalancing 算法的参数  $\alpha=0.5$ 。

图 9 为两种不同网络拓扑、不同网络负载下三种算法的阻塞率性能,可以发现,三种算法的阻塞率均随网络负载的增大而增加,其中, HM RSA-TG 算法的阻塞率最低,HTBalancing 算法的阻塞率最高,而 MPFA 算法的阻塞率介于二者之间。原因是

HTBalancing 算法在建立业务连接时,仅选择业务持续时间与链路上已存在业务持续时间差较小的路径,且在单路径无法建立连接的情况没有使用多路径进行传输。而 MPFA 算法考虑了业务分配时所产生的二维频谱碎片,并使用了 MPR,因此,其阻塞率性能优于 HTBalancing 算法。与其他两种算法相比,HMRSA-TG 算法综合考虑了二维的频谱状况,灵活采用不同的业务连接建立策略,寻找占用频

隙最少的方式进行分配,节省了频谱资源。当存在多种占用频隙最少的分配方式时,该算法还考虑不同分配方式下业务连接在各链路占用的时隙总和,选择各链路占用时隙总和最小的分配方式,从而快速释放频谱资源为后续业务提供更多可用带宽。此外,该算法采用单径单业务分配方式无法成功建立连接时,依次尝试采用单径多子业务、多径多子业务分配方式,有利于提高业务连接的成功率。

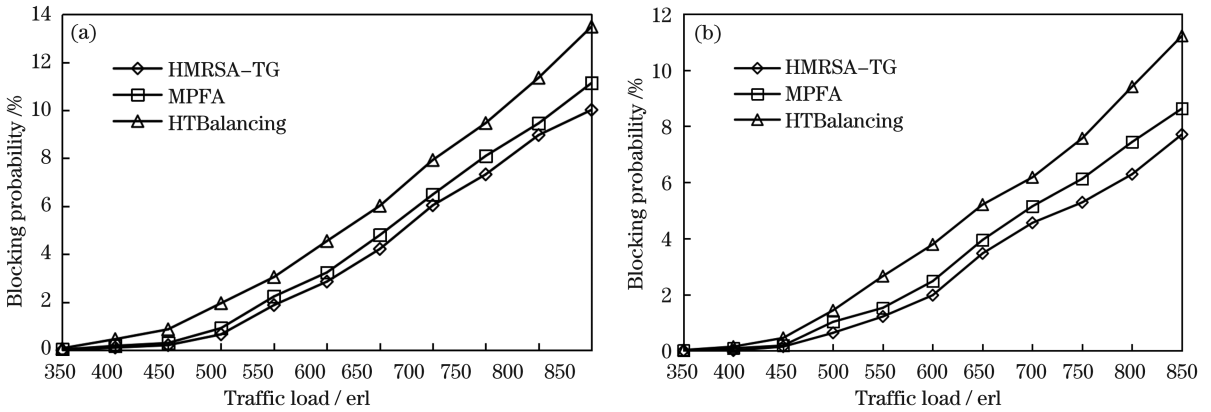


图 9 不同算法的阻塞率性能。(a)NSFNet;(b)USFNet

Fig. 9 Blocking rate performance of different algorithms. (a) NSFNet; (b) USFNet

图 10 为不同网络拓扑、不同网络负载下三种算法的频谱利用率,可以发现,随着网络负载增加,三种算法的频谱利用率均呈上升趋势。原因是网络负载越大,被业务连接占用的频隙数越多。还可以发现, HMRSA-TG 算法的频谱利用率最高, HTBalancing 算法最低,而 MPFA 算法的频谱利用率介于两者之间。原因是随着业务的不断到来和释放,频域和时域会产生零碎的频谱资源,

HTBalancing 算法仅考虑了业务之间的持续时间差而不考虑碎片,MPFA 算法在业务分配时不仅考虑了二维频谱碎片,还考虑了业务无法在单路径传输的情况下,将业务分割为多个子业务,采用 MPR 提高频谱利用率。而 HMRSA-TG 算法在使用 MPR 的同时,基于 TG 选择合适的业务连接建立策略,节省了频谱资源的占用和保护带宽的使用,相比 MPFA 算法,进一步提高了业务成功分配的可能性。

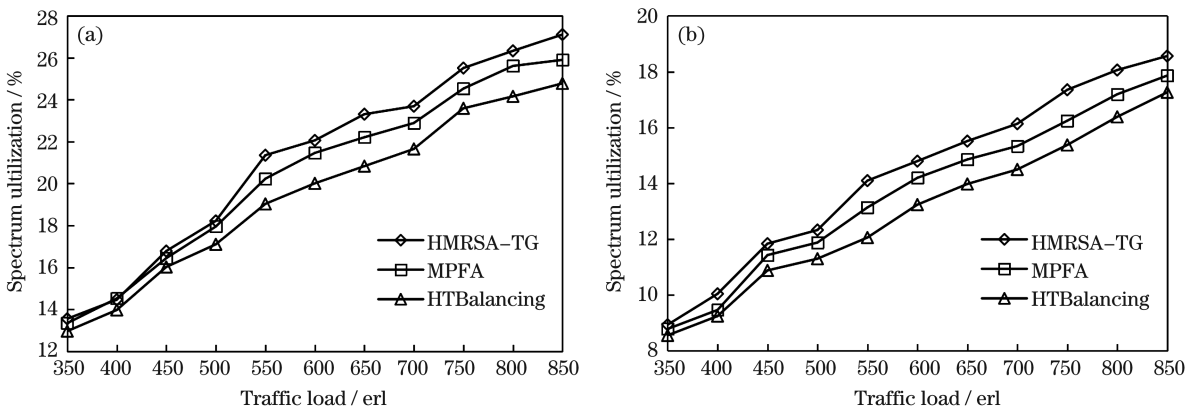


图 10 不同算法的频谱利用率。(a)NSFNet;(b)USFNet

Fig. 10 Spectrum utilization of different algorithms. (a) NSFNet; (b) USFNet

## 5 结 论

利用 SDN 集中控制的优势,在 SD-EON 中结

合 AM、MPR 和 TG 的优点解决 HTA-RSA 问题,建立了以最小化频谱资源占用为优化目标的 ILP 模型,并提出一种 HMRSA-TG 算法。该算法针对

IR 和 AR 两种业务,依次尝试利用单径单业务分配、单径多子业务分配和多径多子业务分配三种方式建立业务连接,优先选择占用频谱资源最少的分配方式。如果存在多种分配方式,则选择占用时隙总和最小的分配方式。最后利用 Mininet 仿真工具和 RYU 控制器搭建 SD-EON 仿真平台,对 HM RSA-TG 算法进行测试。仿真结果表明,该算法可以降低阻塞率和提高频谱利用率,同时利用 HTA、MPR 和 TG 减少频谱占用,从而减少频谱碎片。后续研究中,可考虑设计结合 HTA、MPR 和 TG 的碎片感知算法,进一步提高频谱利用率。

### 参 考 文 献

- [1] Xuan H J, Wang Y P, Xu Z Q, et al. Node security-aware spectrum allocation algorithm in elastic optical networks[J]. Chinese Journal of Lasers, 2016, 43(12): 1206002.  
宣贺君, 王宇平, 徐展琦, 等. 弹性光网络中考虑节点安全性的频谱分配算法[J]. 中国激光, 2016, 43(12): 1206002.
- [2] Khan A N. Online service provisioning in elastic optical networks with hybrid algorithm for congestion aware routing and spectrum allocation[J]. Optical Fiber Technology, 2019, 47: 27-32.
- [3] Chatterjee B C, Ba S, Oki E. Fragmentation problems and management approaches in elastic optical networks: a survey[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2018, 20(1): 183-210.
- [4] Zhao J J, Guo H. Routing and spectrum assignment algorithm with low delay in optical interconnection of data center[J]. Laser & Optoelectronics Progress, 2018, 55(8): 080602.  
赵继军, 郭宏. 数据中心光互联中低时延路由频谱分配算法[J]. 激光与光电子学进展, 2018, 55(8): 080602.
- [5] Wang M M, Liu J W, Chen J, et al. Software defined networking: security model, threats and mechanism[J]. Journal of Software, 2016, 27(4): 969-992.  
王蒙蒙, 刘建伟, 陈杰, 等. 软件定义网络: 安全模型、机制及研究进展[J]. 软件学报, 2016, 27(4): 969-992.
- [6] Chatterjee B C, Sato T, Oki E. Recent research progress on spectrum management approaches in software-defined elastic optical networks[J]. Optical Switching and Networking, 2018, 30: 93-104.
- [7] Shen J H, Chen J, Sun Y. Fragmentation aware routing and spectrum assignment algorithm for elastic optical networks [C] // TENCON 2015-2015 IEEE Region 10 Conference, November 1-4, 2015, Macao, China. New York: IEEE, 2015: 1-4.
- [8] Yang F T, Wang L, Wang L Q, et al. Holding-time-aware spectrum allocation algorithm for elastic optical networks[J]. Optical Fiber Technology, 2018, 41: 155-162.
- [9] Singh S K, Jukan A. Non-disruptive spectrum defragmentation with holding-time awareness in optical networks[C] // 2016 International Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM), May 9-12, 2016, Cartagena, Spain. New York: IEEE, 2016: 1-6.
- [10] Yang F T, Wang L, Chen X, et al. A holding-time-aware routing and spectrum allocation algorithm in elastic optical network [C] // 2017 Opto-Electronics and Communications Conference (OECC) and Photonics Global Conference (PGC), July 31-August 4, 2017, Singapore, Singapore. New York: IEEE, 2017: 1-3.
- [11] Zhu R J, Zhao Y L, Yang H, et al. Dynamic time and spectrum fragmentation-aware service provisioning in elastic optical networks with multipath routing[J]. Optical Fiber Technology, 2016, 32: 13-22.
- [12] Fan Z Y, Qiu Y, Chan C K. Dynamic multipath routing with traffic grooming in OFDM-based elastic optical path networks [J]. Journal of Lightwave Technology, 2015, 33(1): 275-281.
- [13] Dharmaweera M N, Zhao J, Yan L, et al. Traffic-grooming-and multipath-routing-enabled impairment-aware elastic optical networks[J]. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 2016, 8(2): 58-70.
- [14] de Santi J, Drummond A C, da Fonseca N L S, et al. Load balancing for holding-time-aware dynamic traffic grooming [C] // 2010 IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM 2010, December 6-10, 2010, Miami, FL, USA. New York: IEEE, 2010: 1-5.
- [15] de Santi J, Drummond A C, da Fonseca N L S, et al. Holding-time-aware dynamic traffic grooming algorithms based on multipath routing for WDM optical networks[J]. Optical Switching and Networking, 2015, 16: 21-35.
- [16] Eppstein D. Finding the  $k$  shortest paths[J]. SIAM Journal on Computing, 1998, 28(2): 652-673.