

## 基于时变图的大规模自组织网络确定性路由方法

麻涵<sup>1</sup>, 张修社<sup>2</sup>, 王鹏<sup>3</sup>, 陈妍<sup>1,2</sup>, 李红艳<sup>1</sup>

(1. 西安电子科技大学空天地一体化综合业务网全国重点实验室, 陕西 西安 710071; 2. 西安导航技术研究所, 陕西 西安 710068;  
3. 新加坡科技设计大学, 新加坡 487372)

**摘要:** 针对大规模无人机自组织网络无线传输易干扰、路由易失效和资源利用率低等问题, 提出了一种基于时变图的大规模自组织网络确定性路由方法。首先, 提出了大规模网络拓扑与资源压缩表征方法, 该方法按簇表征网络拓扑, 将大规模网络压缩为簇规模的分簇网络稀疏图, 显著降低了求解路由问题时的网络规模; 在此基础上, 构建了分簇网络时隙图模型, 时隙化表征网络拓扑与链路状态的时变特征, 将路由与时隙联合规划问题转换为图中的路由搜索问题; 最后设计了基于迪杰斯特拉 (Dijkstra) 的路由与时隙联合规划算法, 在半双工传输和簇间资源分配的时序约束等约束条件下, 获得跨簇传输路由。仿真结果表明, 所提算法的运行时间相比整数线性规划 (ILP) 的求解时间降低约 93%, 且在业务端到端时延和业务编排成功率上表现出与整数线性规划相同的性能水平。所提方法可以显著提升无人机自组织网络的服务质量 (QoS) 保障能力和资源利用率。

**关键词:** 自组织网络; 时变图; 确定性路由; 服务质量保障

中图分类号: TP393.17

文献标志码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.TXXB250689

## Deterministic routing method for large-scale Ad Hoc networks based on time-varying graphs

Ma Han<sup>1</sup>, Zhang Xiushu<sup>2</sup>, Wang Peng<sup>3</sup>, Chen Yan<sup>1,2</sup>, Li Hongyan<sup>1</sup>

1. State Key Laboratory of Integrated Services Networks, Xidian University, Xi'an 710071, China  
2. Xi'an Research Institute of Navigation Technology, Xi'an 710068, China  
3. Singapore University of Technology and Design, Singapore 487372, Singapore

**Abstract:** To address interference, routing failure, and low resource utilization in large-scale UAV Ad Hoc networks, a deterministic routing method based on time-varying graphs was proposed. The network was compressed into a sparse clustered graph through topology and resource aggregation, thereby reducing routing complexity. A clustered time-slot graph model was then constructed to characterize time-varying topology and link states, transforming the joint routing and scheduling problem into a graph search problem. Based on this model, a Dijkstra-based joint routing and scheduling algorithm was designed under half-duplex and temporal resource constraints to obtain inter-cluster transmission routes. Simulation results show that the proposed algorithm reduces runtime by approximately 93% compared with the ILP solver while achieving comparable end-to-end delay and service success rate. The proposed method significantly improves QoS guarantee capability and resource utilization in UAV Ad Hoc networks.

**Key words:** Ad Hoc network, time-varying graph, deterministic routing, QoS guarantee

收稿日期: 2025-12-16; 修回日期: 2026-03-10

通信作者: 张修社, xszhang163@163.com

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.62371374)

Foundation Item: The National Natural Science Foundation of China (No.62371374)

## 0 引言

低空经济作为国家战略性新兴产业,正逐步成为推动经济发展的重要引擎<sup>[1-2]</sup>。无人机作为低空飞行的核心载体,在执行任务时依托空联网获得设施网、航路网和服务网的服务支撑<sup>[3]</sup>。在空联网内部,各无人机与相邻无人机之间分享飞行安全数据,保障飞行安全。在与航路网协同过程中,无人机依托空联网将位置信息、空域状态上报至航路网,支撑航路优化;在与服务网的协同过程中,依托空联网将无人机和服务需求传输至服务网,并支持无人机与地面服务中心之间的实时通信,保障服务的精准性、高效性和安全性。因此,空联网需具备低时延、高可靠的通信保障。

未来空联网主要有两种组网模式:基于地基、天基基础设施的组网模式,该方案依托地面网络或卫星互联网支持无人机的飞行与通信需求,易于管理与维护,但面临着基础设施建设成本高、网络覆盖范围受限的问题;基于自组织网络的组网模式,每个无人机节点具备传输、接入和路由功能,通过自组织网络实现低成本、广覆盖<sup>[4-5]</sup>,可以保障无人机飞行不受基础设施制约。

自组织网络组网技术面临着诸多挑战。首先无线传输模式导致干扰严重,难以保障无人机之间飞行信息的可靠传输。自组织网络面临的第二个挑战是端到端传输的可靠性难保证。低空经济中的无人机节点采用多跳方式将态势数据回传至控制中心,每一跳传输均需与其他节点竞争信道,导致传输冲突难以避免、端到端可靠传输难以保障<sup>[6]</sup>。

为解决上述问题,3GPP标准中规定车联网需要采用正交资源进行信息传输,每个节点随机选取正交时频资源传输车辆行驶信息,节点经过一段时间后,重新选择时频资源块,避免所选时频资源块与其他车辆所选时频资源块发生长时间的传输冲突,达到降低无线传输干扰的目标。由于冲突难以避免,该机制难以保障车辆行驶信息的可靠传输<sup>[7]</sup>。

目前,为缓解无线传输干扰,提升端到端传输可靠性,自组织网络可采用正交资源传输方式和分簇方式,降低无线传输干扰。通过分簇为相邻簇分配正交通信资源,降低无线传输干扰。簇划分准则包括地理栅格<sup>[8-9]</sup>、距离簇首的跳数等。分簇后的网络节点分为簇首和簇成员,簇首可依据节点剩余能量<sup>[10]</sup>、节点信任值<sup>[11]</sup>、节点度等方式进行选择。

归属于不同簇的节点相互间进行多跳信息传输时,相邻簇采用正交载频资源进行传输,可以在一定程度上降低无线传输冲突概率。但对于需要跨越多个簇进行的端到端传输而言,在逐跳信息传输过程中都会产生随机接入时延,因此确保整条路径上的传输可靠性仍然是一个难点。

针对端到端传输可靠性难保证问题,可采用分簇网络拓扑和时分多址接入(time division multiple access, TDMA)传输机制,通过为业务编排簇内时隙资源、簇间中继时隙资源,构成端到端时延、时延抖动及可靠性上界有限的确定性路由,避免簇内/簇间无线传输冲突,避免簇间随机接入流程,保障自组织网络端到端传输时延的确定性。然而,受限于半双工约束,自组织网络环境中,路由与时隙联合规划问题为NP难问题。文献[12]将全球微波互联接入网络中的路由与时隙联合规划问题建模为混合整数线性规划(integer linear programming, ILP)模型,并提出基于拉格朗日松弛的近似求解方法。文献[13]面向毫米波回传网络,设计了干扰约束回传网络资源分配问题的非线性整数规划模型,证明半双工约束下该问题为NP难问题,基于列生产算法设计了该问题的近似求解算法,获得毫米波回传网络的路由与时隙联合规划方案。文献[14]采用列生产算法求解了大规模确定性IP网络的路由与时隙联合规划问题。上述文献在代数域对路由与时隙联合规划问题进行建模,但该类算法计算时间长,难以直接应用于大规模动态网络的资源在线调度。文献[15]提出了基于时变图的卫星网络确定性路由计算方法,与该问题的整数线性规划问题模型相比,方法复杂度显著降低,但该方法未考虑自组织网络的半双工传输约束。文献[16]将无人机分簇网络建模为时间扩展图模型,获得簇间路由与时隙联合规划,但该模型无法同时进行簇内/簇间资源分配。

综上所述,自组织网络的资源编排是保障网络传输性能的关键技术。针对上述挑战,本文采用地理栅格的分簇方法,支持高动态网络节点快速分簇;提出了基于时变图的大规模自组织网络确定性路由方法,支持大规模自组织网络簇内、簇间通信资源的在线分配,适配高动态无人机网络环境,保障无人机节点飞行信息与管控信息的可靠传输。本文主要的研究工作如下。

(1) 提出了大规模网络拓扑与资源压缩表征方

法, 将网络划分为簇, 依据簇间连接关系将大规模网络压缩为簇规模的分簇网络稀疏图, 显著降低了求解路由问题时的网络规模。

(2) 提出了分簇网络时隙图模型。将分簇网络稀疏图模型按时隙扩展, 扩展时隙数为无人机自组织网络的传输帧的帧长, 形成分簇网络时隙图模型, 用于表征网络拓扑与链路状态的时变特征, 依托该模型将无人机自组织网络路由与时隙联合规划问题转化为图中的路由搜索问题。

(3) 提出了基于迪杰斯特拉 (Dijkstra) 的路由与时隙联合规划 (Dijkstra-Slot) 算法, 基于 Dijkstra 算法设计了能够满足半双工传输和无线正交传输等约束条件的节点权重更新机制, 从而获得无人机自组织网络跨簇传输的路由与时隙联合规划方案。

(4) 仿真结果表明, 该算法的运行时间相比整数线性规划的求解时间降低约 93%, 且在业务端到端时延和业务编排成功率上表现出与 ILP 相同的性能水平, 能够有效支撑无人机自组织网络业务的在线编排需求。

## 1 问题描述

本文采用基于地理栅格的分簇方法, 首先依据无人机通信链路覆盖范围, 将地理区域划分为簇, 节点依据导航信息获取地理位置后, 按照划分好的簇, 采用随机多址方式加入对应簇。簇首可依托节点剩余能量、节点度等方式进行选举。簇内簇间均采用路由与时隙联合规划方法, 即为每个业务规划路径上的中继节点, 并规划中继节点的转发时隙, 避免无线传输冲突, 从而保证端到端传输时延及时延抖动的确定性。簇首节点负责上述资源分配, 依托簇首, 采用多跳传输方式进行多跳中继传输, 并可通过网关节点接入地面网络, 实现了对低空飞行的全面感知、实时监测和精准控制。

簇首需为簇内节点分配如下资源: 簇内正交通信资源, 保障节点间进行飞行安全数据的分发; 簇间正交通信资源, 支持无人机节点将飞行安全数据分发至邻居簇, 保障临近区域无人机节点的飞行安全; 节点至服务网之间的簇间路由, 支持无人机与地面服务中心之间的实时通信, 保障服务的执行与监管。在资源分配过程中, 应满足以下约束条件。

(1) 簇内传输资源正交约束: 对于簇内通信, 采用时隙化传输体制, 每个时隙仅分配给簇内一个节点用于信息传输, 避免簇内节点之间的无线传输干扰。

(2) 簇间传输资源正交约束: 对于簇间通信, 需要通过簇首节点在不同簇间进行多跳信息传输, 因此相邻簇间需配置正交载频资源, 避免簇间无线传输干扰。当本簇簇首节点与邻居簇簇首节点通信时, 需选择一个中继转发时隙, 并采用邻居簇的载频资源与邻居簇簇首节点进行通信; 该时隙不能分配给本簇其他节点, 避免簇首节点错过簇内其他无人机发送的飞行安全消息或需簇首转发的消息; 并且邻居簇的该时隙也不能分配给其他节点, 避免中继转发业务或邻居簇中其他节点发生无线传输冲突。

(3) 节点半双工约束: 在簇间通信资源分配过程中, 需考虑节点的半双工通信约束, 即中继节点接收到数据报文后, 不允许在当前时隙立即转发, 需托管, 并在后续时隙进行转发。

(4) 簇间资源分配的时序约束: 在进行簇间通信资源分配过程中, 既要为无人机业务分配传输路径, 还需分配中继节点的转发时隙, 传输路径上各节点转发时隙分配需遵循传输顺序的时序约束, 即路径上前驱节点的时隙资源须早于后继节点, 保证数据能够按照规划路径逐跳传输, 并满足业务端到端时延要求。

(5) 业务的端到端时延约束: 在簇间资源分配过程中, 需考虑业务的端到端时延约束, 应优先为时敏业务分配资源, 以期在有限资源约束条件下, 获得更高的服务质量和业务编排成功率。

## 2 分簇网络时隙图模型

无人机自组织网络由  $N$  个无人机节点构成, 记为集合  $U = \{u_1, u_2, \dots, u_i, \dots, u_N\}$ 。为了降低无线传输干扰及网络状态感知负荷, 将网络划分为簇, 簇集合  $C = \{c_1, c_2, \dots, c_j, \dots, c_M\}$  表示将无人机的工作区域划分为  $M$  个簇, 每个簇含有一个簇首节点,  $h_j$  表示簇  $c_j$  的簇首节点。集合  $U_j$  表示归属于簇  $j$  中的无人机集合,  $U = U_1 \cup U_2 \cup \dots \cup U_M$ 。无人机自组织网络分簇如图 1 所示,  $D_x \times D_y \times D_z$  的区域被划分为  $2 \times 1 \times 2$  个簇, 簇内节点均可与本簇任意节点进行一跳通信。

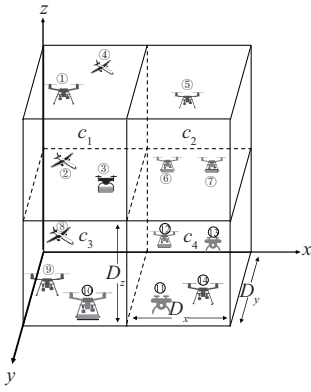


图1 无人机自组织网络分簇

本文采用 TDMA 传输机制, 将一个时隙范围  $T$  划分为  $K$  个等间隔时隙,  $T = \{1, 2, \dots, K\}$ 。为了避免无线传输干扰, 簇内节点采用正交资源进行传输, 簇首节点负责正交资源分配, 为节点的每个业务分配无冲突的时隙资源。为了避免簇间传输干扰, 相邻簇采用正交载频资源进行通信。当源节点和目的节点归属于不同簇时, 则需为该业务配置路由, 通过相邻簇的簇首进行中继转发。在转发过程中, 簇首需采用邻居簇的载频资源进行传输, 并选择正交时隙资源, 避免与邻居簇的节点产生无线传输冲突。

针对大规模自组织网络路由与时隙在线规划难题, 提出了大规模网络拓扑与资源约束的压缩表征方法, 将大规模网络压缩为簇规模的分簇网络稀疏图。首先, 将每个簇的簇首节点映射为分簇网络稀疏图中的虚拟簇首节点, 将网络中的簇内节点映射为分簇网络稀疏图中的虚拟簇节点, 并在虚拟簇首节点与虚拟簇节点之间添加连接边, 表征簇内节点与簇首节点一跳可达; 然后, 依据簇首节点的通信覆盖范围, 在虚拟簇首节点之间添加连接边, 表征簇间传输的可达性。在物理网络环境中, 簇首为簇内节点分配正交资源, 等价于虚拟簇节点均获得正交时隙资源进行传输。在多跳传输过程中, 网络中的簇内节点先将待传报文发给簇首节点, 簇首节点依据路由, 将待传报文转发至下一跳簇首节点, 需确定该路径的中继簇首节点和簇首节点的转发时隙, 保障传输过程无冲突。该过程等价于分簇网络稀疏图中的虚拟簇节点, 代表各簇内节点在规定时隙向虚拟簇首发送报文, 虚拟簇首依据路由与时隙将报文转发至下一跳虚拟簇首, 依据无线传输模式, 当业务传输至目的簇的虚拟簇首时, 业务到达目的节点。因此, 分簇网络稀疏图可精准表征簇内

节点、簇首节点间的拓扑连接关系。

图1将无人机工作区域划分为4个簇  $c_1$ 、 $c_2$ 、 $c_3$ 、 $c_4$ , 簇首节点分别为3、7、9、13, 映射为分簇网络稀疏图中的  $h_1$ 、 $h_2$ 、 $h_3$ 、 $h_4$ , 将各个簇的簇内节点映射为虚拟簇节点  $v_1$ 、 $v_2$ 、 $v_3$ 、 $v_4$ 。在物理网络中4个簇互为邻居簇, 故在任意一对虚拟簇簇首节点之间添加连接边, 在虚拟簇节点与对应虚拟簇首节点之间添加连接边, 构成图2所示的分簇网络稀疏图。

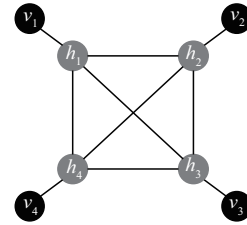


图2 分簇网络稀疏图

**引理1** 对于由  $N$  个节点构成的自组织网络  $A$ , 当采用任意分簇算法将该自组织网络划分为  $M$  个簇 ( $M > 1$ , 每个簇内包含一个簇首节点), 且满足  $N \gg M$  的条件下, 采用压缩表征方法将每个簇的所有节点表征为“一个虚拟簇首节点+一个虚拟簇节点”的形式, 压缩后的网络模型具备如下性质。

- (1) 压缩表征后的网络图模型的节点数降为  $2M$ 。
- (2) 网络表征规模压缩比为  $\eta = \frac{N}{2M}$ , 即规模

缩减为原规模的  $\frac{1}{\eta}$ 。

**证明** 假设由  $N$  个节点组成的自组织网络  $A$  被划分为  $M$  个簇, 每个簇包含一个簇首节点。在压缩表征过程中, 每个簇被表征为一个虚拟簇首节点和一个虚拟簇节点, 由于网络被划分为  $M$  个簇, 每个簇被表征为分簇网络稀疏图中的两个节点, 故压缩后网络图模型总节点数为  $2M$ 。

网络初始节点数为  $N$ , 压缩后节点总数为  $2M$ , 因此网络压缩比为  $\eta = \frac{N}{2M}$ , 即网络规模缩减为原规模的  $\frac{1}{\eta}$ 。此外, 当  $N$  远大于  $M$  时, 必然满足  $N \geq 2M$ , 因此压缩比  $\eta \geq 1$ 。证毕。

针对簇间传输资源正交约束, 提出了分簇网络时隙图模型。以分簇网络稀疏图作为快照图进行复制, 在相邻快照图的同一簇首节点间添加存储边, 形成分簇网络时隙图模型, 根据图2所示分簇网络稀

疏图模型构建的 3 个时隙的分簇网络时隙图模型如图 3 所示。对于簇间通信，相邻簇采用正交载频资源，避免产生簇间无线传输干扰。在为簇间通信进行资源分配过程中，簇间传输资源正交约束如下所述。

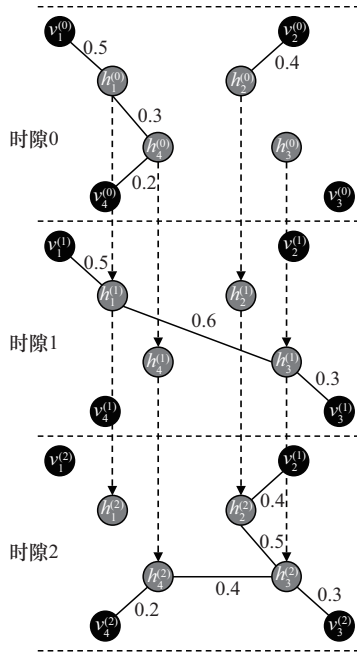


图 3 分簇网络时隙图模型

(1) 簇间发送正交约束。簇首节点  $h_i$  作为中继节点与邻居簇簇首  $h_j$  进行通信时，需占用邻居簇的资源，依托分簇网络时隙图，对于某个跨簇传输的业务路由，簇首  $h_i$  和簇首  $h_j$  之间通信链路所占用的资源为某个快照图上的链路，业务路由通过独占分簇网络时隙图中的链路，保障传输资源的正交性。

(2) 簇间接收正交约束。任意无人机节点均可作为簇首节点，为了保障飞行安全，各簇首节点需接收本簇无人机节点和相邻簇无人机节点发送的飞行安全信息，因此当簇首在某时隙向邻居簇发送业务时，需将本簇的该时隙标注为占用状态，避免簇首节点错过簇内其他无人机发送的飞行安全消息或需簇首转发的消息。

(3) 簇内传输正交约束。簇内各节点须采用正交时隙发送业务，即各快照图中虚拟簇节点与虚拟簇首节点之间的连接边分配给不同的簇内节点，保障簇内节点的传输正交性。

(4) 节点半双工约束。在簇间通信过程中，中继节点接收到业务后，不允许在当前时隙立即转发，需缓存，并在后续时隙进行转发。该约束可通

过改进 Dijkstra 算法的节点权重更新机制实现。

通过分簇网络时隙图，可以将网络中的路由与时隙联合规划问题转化为图中的路由搜索问题，分簇网络时隙图虽然将网络进行了压缩表征，但是通过虚拟簇节点的传输需求表征了簇内所有节点的传输需求，通过虚拟簇首节点表征了簇内通信的接收需求和簇间通信的中继需求。因此对于求解路由与时隙联合规划问题，压缩表征仅是压缩了冗余的解空间，将变量规模从  $O(NK)$  降至  $O(MK)$ ，但是仍保留了可行解空间。

### 3 问题建模

基于分簇网络时隙图，可以将网络记为  $G = \{V, E, W\}$ 。

(1)  $V = V_v \cup V_c$  为网络中所有的节点集合。其中  $V_v = \{v_1, v_2, \dots, v_i, \dots, v_M\}$  是所有的虚拟簇节点集合，同理， $V_c = \{h_1, h_2, \dots, h_i, \dots, h_M\}$  是所有的虚拟簇首节点集合。

(2)  $E = \{(i, j) | i, j \in V\}$  为网络中所有边的集合。对于边  $(i, j)$ ，如果节点  $i$  和节点  $j$  属于同一个时隙内的不同节点，则该边为传输边；如果节点  $i$  和节点  $j$  属于不同时隙的同一节点，则该边为存储边。

(3)  $W = \{w_{(i,j)}^{(\tau)} | (i, j) \in E, \tau \in T\}$  为网络中各个边的权重值集合。对于任意传输边，边的权重为传播时延与传输时延之和，存储边的权重则是节点将业务托管到下一个时隙所需的时延。值得注意的是，存储边的权重大小并不是一个固定值，而是与上一跳所使用的传输边权重相关。对于任意节点  $j$ ，传输边权重与存储边权重满足如下规则。

$$w_{(i,j)}^{(\tau)} + w_{(j,j)}^{(\tau)} = |\tau| \quad (1)$$

其中， $w_{(i,j)}^{(\tau)}$  是指在时隙  $\tau$  的传输边  $(i, j)$  的链路权重， $w_{(j,j)}^{(\tau)}$  是指将业务从时隙  $\tau$  的  $j$  节点托管到时隙  $\tau + 1$  的  $j$  节点所需存储边  $(j, j)$  的链路权重， $|\tau|$  是时隙  $\tau$  的长度。

另外，如果业务在时隙  $\tau$  未经历传输边的发送，直接由时隙  $\tau$  的  $j$  节点托管到时隙  $\tau + 1$  的  $j$  节点，则认为  $w_{(i,j)}^{(\tau)} = 0$ ， $w_{(j,j)}^{(\tau)} = |\tau|$ 。

借助分簇网络时隙图为业务计算传输路径时，业务的源节点与目的节点也需映射为图中节点，因此采用四元组  $f = \{f_s, f_d, f_s', f_d'\}$  来表征业务，其中， $f_s$  为实际源节点、 $f_d$  为实际目的节点、 $f_s'$  和  $f_d'$  分别为计算源节点和计算目的节点， $f_s'$  和  $f_d'$  分别为  $f_s$  和  $f_d$

所在簇的虚拟簇节点。本文通过二元变量  $x_{ij}^{(\tau)}$  表示业务  $f$  在时变图中经过的路径,  $x_{ij}^{(\tau)} \in \{0,1\}$ ,  $\forall i,j \in V, \forall \tau \in T$ 。当业务在时隙  $\tau$  内从节点  $i^{(\tau)}$  发送至节点  $j^{(\tau)}$  ( $i \neq j$ ) 时, 记  $x_{ij}^{(\tau)} = 1$ , 反之则为 0; 当业务从时隙  $\tau$  的节点  $i^{(\tau)}$  托管至时隙  $\tau + 1$  的节点  $i^{(\tau+1)}$  时, 记  $x_{ii}^{(\tau)} = 1$ , 反之则为 0。在分簇网络时隙图中, 业务的端到端传输路径存在如下约束。

(1) 端到端传输约束: 业务  $f$  在传输过程中, 需要从源节点发送一次, 并到达目的节点一次。

$$\sum_{j:(f_s,j) \in E} \sum_{\tau \in T} x_{f_s,j}^{(\tau)} = \sum_{i:(i,d_f) \in E} \sum_{\tau \in T} x_{i,d_f}^{(\tau)} = 1 \quad (2)$$

(2) 中继转发约束: 对于中继节点, 不仅要求中继节点流入的业务量等于流出的业务量, 还应考虑节点的半双工约束和簇间资源分配的时序约束。

$$\sum_{j:(i,j) \in E, i \neq j} x_{ij}^{(\tau)} = x_{jj}^{(\tau)} \quad (3)$$

$$x_{j,j}^{(\tau)} = \sum_{i:(j,i) \in E} x_{j,i}^{(\tau+1)} \quad (4)$$

式(3)约束业务在经历了一跳传输边传输后, 必须托管到下一时隙再传输; 式(4)约束业务在中继节点经历了托管后, 必须通过传输边发送出去。式(3)和式(4)联合起来即可满足节点的半双工约束和簇间资源分配的时序约束, 值得注意的是, 式(3)和式(4)并未约束中继节点对业务托管的时隙数, 即中继节点接收到业务后, 可以托管多个时隙后再发送出去。

业务在传输过程中, 由于天线的半双工约束, 在经历一跳传输后, 需通过存储边托管到下一个时隙, 因此业务的端到端传输时延  $P_f$  如式(5)所示。

$$P_f = \sum_{(i,i) \in E} \sum_{\tau \in T} x_{i,i}^{(\tau)} |\tau| + \sum_{i:(i,d_f) \in E} \sum_{\tau \in T} x_{i,d_f}^{(\tau)} w_{i,d_f}^{(\tau)} \quad (5)$$

本节所构建的 ILP 问题如式(6)所示。

$$\begin{aligned} & \min P_f \\ & \text{s.t. 式(2)~式(5)} \\ & x_{ij}^{(\tau)} \in \{0,1\}, \forall i,j \in V, \forall \tau \in T \end{aligned} \quad (6)$$

综上所述, 本文将图中的路由搜索问题建模为 ILP 模型, 但是 ILP 问题的求解复杂度较高, 难以支撑该问题在线求解。因此, 本文基于 Dijkstra-Slot 算法对该问题进行高效求解。

#### 4 基于 Dijkstra 的路由与时隙联合规划算法

本节提出了 Dijkstra-Slot 算法, 该算法能够在分簇网络时隙图中为业务规划出一条可靠的低时延端到端路径, 支持在大规模自组织网络中在线求解

路由与时隙在线规划问题。

##### 4.1 辅助节点构建

通过在分簇网络时隙图模型中新增辅助源节点、辅助汇节点及相应的边, 可以辅助算法进行路径搜索, 也可以通过辅助汇节点限定计算范围, 确保所求路径的时延符合业务的最大容忍时延要求。

(1) 辅助源节点: 在网络拓扑中新增辅助源节点  $S$ , 并添加从  $S$  指向  $f_s$  的单向链路。该链路作为业务释放链路, 链路权重的计算式为:

$$w_{(S,f_s)}^{(\beta)} = \sum_{\tau=0}^{\beta} |\tau| \quad (7)$$

其中,  $\beta$  为节点  $f_s$  所在的时隙序号。

(2) 辅助汇节点: 在网络拓扑中新增辅助汇节点  $D$ , 并添加从  $f_d$  指向  $D$  的单向链路。该链路作为业务聚合链路, 链路权重应标为 0。

在为业务进行路由与时隙联合规划时, 可以将辅助源节点作为起始计算的节点, 辅助汇节点作为终止节点, 原问题则转化为搜索一条辅助源节点到辅助汇节点的端到端路径。图4展示了基于图3所示的分簇网络时隙图引入辅助节点后的分簇网络时隙图, 其中, 辅助源节点  $S$  添加链路指向  $v_1^{(0)}$ 、 $v_1^{(1)}$  和  $v_1^{(2)}$ , 节点  $v_3^{(0)}$ 、 $v_3^{(1)}$  和  $v_3^{(2)}$  添加链路指向辅助汇节点  $D$ 。

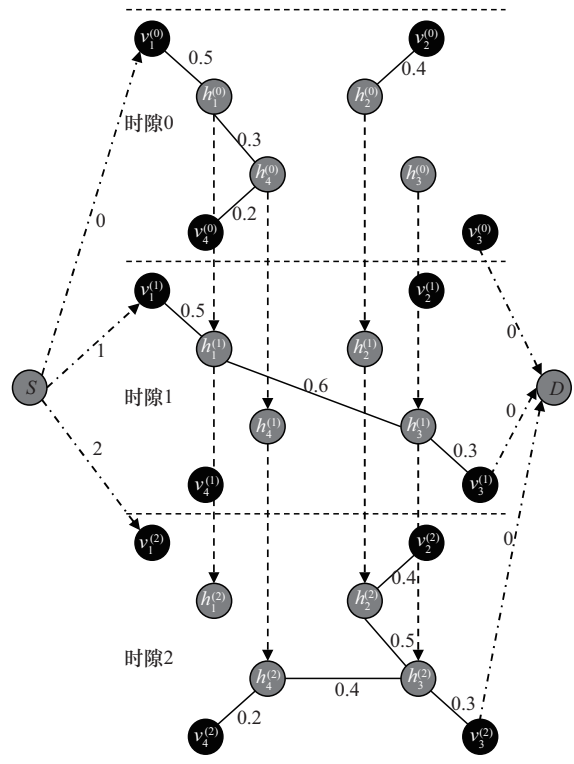


图4 引入辅助节点后的分簇网络时隙图

## 4.2 算法描述

本文在 Dijkstra 算法的基础上提出了基于 Dijkstra 的路由与时隙联合规划算法, 该算法在满足原问题中节点半双工约束、传输资源正交约束、簇间资源分配的时序约束等约束下, 通过计算出一条从辅助源节点到辅助汇节点的端到端路径, 从而实现在多项式时间内对原路由与时隙联合规划问题进行求解。算法主要步骤如下。

**步骤 1** 设置距离列表  $\text{dist}$ 、路径列表  $\text{prev}$  和最小堆  $Q$ 。其中, 距离列表  $\text{dist}$  记录各发送节点到辅助源节点的距离, 初始时辅助源节点的节点权重为 0, 其余各节点的权重为无穷大; 路径列表  $\text{prev}$  记录搜寻最短路过程中, 各节点的前驱节点信息, 初始时各节点的前驱节点信息为空; 最小堆  $Q$  记录已经找到最短路的节点, 初始时将二元组  $(0, S)$  加入最小堆  $Q$ 。

算法在每次扩展最短路径时, 都会从最小堆  $Q$  中选取当前距离最小且未访问的节点作为更新的起始节点。在无人机自组织网络中, 由于节点的半双工约束, 在同一个时隙内, 同一节点只能接收或发送业务, 且存在着传输资源正交约束的限制, 因此本文算法只允许将作为发送节点的节点插入最小堆  $Q$  中 (例如, 节点  $j$  在时隙  $\tau$  接收到业务, 但是不能在时隙  $\tau$  即刻将业务转发出去, 而需将业务托管至  $\tau + 1$  时隙, 对此而言节点  $j^{(\tau)}$  即接收节点, 节点  $j^{(\tau+1)}$  即发送节点)。

**步骤 2** 将与辅助源节点  $S$  相连接的节点加入最小堆  $Q$  中, 并在路径列表  $\text{prev}$  中将这些节点的前驱节点记为节点  $S$ 。

辅助源节点  $S$  是作为业务的释放节点加入图中, 并非实际存在的节点, 因此与辅助源节点  $S$  相连接的节点可以作为发送节点更新到最小堆中, 即允许该节点在当前的时隙内对业务进行发送。

**步骤 3** 从最小堆  $Q$  中取出节点权重最小的节点  $u$ , 若该节点为辅助汇节点  $D$ , 则跳转执行步骤 6; 若该节点不是节点  $D$ , 则遍历该节点的各邻居节点  $u'$ , 并计算  $\text{dist}_{\text{tem}1}$ , 计算规则为:

$$\text{dist}_{\text{tem}1} = \text{dist}[u] + w_{(u,u')}^{(\tau)} \quad (8)$$

其中,  $\text{dist}[u]$  为距离列表  $\text{dist}$  中记录的节点  $u$  到辅助源节点  $S$  的距离。若  $\text{dist}_{\text{tem}1} < \text{dist}[u']$ , 则在路径列表  $\text{prev}$  中将节点  $u'$  的前驱节点记为  $u$ , 并计算

$\text{dist}_{\text{tem}2}$ , 计算规则为:

$$\text{dist}_{\text{tem}2} = \text{dist}[u] + |\tau| \quad (9)$$

**步骤 4** 依据如下规则对各节点进行权重更新。

(1) 若节点  $u'$  与节点  $u$  通过存储边相连接, 则将  $(\text{dist}_{\text{tem}2}, u')$  插入最小堆  $Q$ 。

(2) 若节点  $u'$  为辅助汇节点  $D$ , 则将  $(\text{dist}[u], u')$  插入最小堆  $Q$ 。

辅助汇节点  $D$  是作为算法的终止节点加入图中的, 并非网络中实际存在的节点, 业务的实际计算目的节点为与辅助汇节点  $D$  相连接的各个节点, 因此当算法搜索到这些节点时, 虽然在当前时隙该节点是接收节点, 但是依然允许加入距离列表中。

(3) 若节点  $u'$  与节点  $u$  通过传输边相连接, 则将  $(\text{dist}_{\text{tem}2}, u')$  插入最小堆  $Q$ , 并在  $\text{prev}$  中将节点  $u'$  的前驱节点记为  $u'$ ,  $u'$  为  $u'$  通过存储边相连的下一跳节点。

**步骤 5** 返回执行步骤 3。

**步骤 6** 以节点  $D$  为起始点, 不断在  $\text{prev}$  中回溯前驱节点信息, 直至查找到辅助汇节点  $S$ , 回溯终止, 算法运行终止。

当算法终止后会输出一条从节点  $S$  到节点  $D$  的端到端路径  $P$ , 若  $P = \emptyset$ , 则表明不存在符合要求的路径。

本文提出的基于 Dijkstra 的路由与时隙联合规划算法的伪代码如算法 1 所示。

**算法 1** 基于 Dijkstra 的路由与时隙联合规划算法

**输入** 引入辅助节点后的分簇网络时隙图模型  $G = \{V, E, W\}$ ,  $f_s, f_d$

**输出** 从辅助源节点  $S$  到辅助汇节点  $D$  的端到端最短路径  $P$

1) for  $v \in V$

2)  $\text{dist}[v] \leftarrow \infty$

3)  $\text{prev}[v] \leftarrow \text{null}$

4) end for

5)  $\text{dist}[S] \leftarrow 0$ ;

6)  $Q \leftarrow \text{MinHeap}()$  // 存储二元组  $(\text{dist}[v], v)$

7) 将  $(0, S)$  插入  $Q$

8) while  $Q \neq \emptyset$

9)  $(u_{\text{dist}}, u) \leftarrow$  从  $Q$  中取出最小值;

```

10) if  $u = D$  then break
11) if  $u\_dist > dist[u]$  then continue
12) for  $u' \in N(u) \parallel N(u)$  为节点  $u$  的邻居节点的集合
13)  $dist\_tem1 \leftarrow dist[u] + w_{(u,u')}^{(\tau)}$ ;  $\parallel \tau$  为节点  $u$  所在的时隙
14) if  $dist\_tem1 < dist[u']$  then
15)    $dist\_tem2 \leftarrow dist[u] + |\tau|$ 
16)    $prev[u'] \leftarrow u$ 
17)   if  $u$  与  $u'$  通过存储边相连 then
18)     将  $(dist\_tem2, u')$  插入  $Q$  中
19)   else if  $u' = D$ 
20)     将  $(dist[u], u')$  插入  $Q$  中
21)   else
22)      $prev[u''] \leftarrow u' \parallel u''$  为节点  $u'$  存储边相连接的节点
23)     将  $(dist\_tem2, u'')$  插入  $Q$  中
24)   end if
25) end if
26) end for
27) end while
28)  $d \leftarrow D$ 
29) 将节点  $D$  加入  $P$  中;
30) while  $prev[d] \neq null$ 
31)   $d \leftarrow prev[d]$ 
32) 将节点  $d$  加入  $P$  中;
33) end while
34) return  $P$ 

```

### 4.3 算法性能分析

算法1采用贪心策略,从辅助源节点 $S$ 开始,不断将距离列表中距离最小的节点加入永久集合,并从该节点开始更新其作为发送节点的邻居的距离和路径。每次加入永久集合的节点都是已经确定最短距离的节点,因此这种策略保证了每次路径的扩展始终朝着最短路径的方向进行,有效保障了业务的端到端时延约束和资源分配的时序约束。且在路由搜索过程中,若节点 $j$ 在时隙 $\tau$ 接收到业务,则在距离列表中更新时隙 $\tau+1$ 中节点 $j$ 的距离权重,这一机制有效满足了节点的半双工约束和传输资源正交约束。

**引理2** 在本文构建的分簇网络时隙图中,任

意一条从计算源节点到计算目的节点的有向路径,可与原无人机网络中一条满足时隙分配、半双工约束及资源正交约束的可行调度方案一一对应;反之,任意可行的路由与时隙联合调度方案,均可映射为图中的一条可达路径。

**证明** 在分簇网络时隙图中,通过虚拟簇节点的传输需求表征了簇内所有节点的传输需求,通过虚拟簇首节点表征了簇内通信的接收需求和簇间通信的中继需求,并通过传输边的存在与否则刻画出当前时隙的空闲与否。网络采用TDMA传输机制,不同簇采用不同的通信频段,簇间通信则需发送方的簇首将频率调整为接收方的频率。每个簇内遵循“单发多收”原则,即任意时刻仅允许簇内一个节点发送业务,这种通信形式也适配“一个虚拟簇首节点+一个虚拟簇节点”的压缩表征方式;假设任意簇 $i$ 和簇 $j$ 的簇首进行簇间通信的时隙为 $\tau$ ,则 $\tau$ 时隙也不可以分配给簇 $i$ 和簇 $j$ 内的其余节点,以保障各个业务的传输路径间不存在冲突。因此,业务在给定的时隙内完成一跳传输后,其必然隐式满足链路可用性和资源正交约束。基于Dijkstra的路由与时隙联合规划算法,通过对节点权重机制进行修改,仅允许发送节点加入最小堆中(例如,节点 $j$ 在时隙 $\tau$ 接收到业务,但是不能在时隙 $\tau$ 即刻将业务转发出去,而需将业务托管至 $\tau+1$ 时隙,对此而言,节点 $j^{(\tau)}$ 即接收节点,节点 $j^{(\tau+1)}$ 即发送节点),以此满足节点当前时隙接收但是不能在当前时隙发送的半双工约束。

因此,分簇网络时隙图中的任意一条从计算源节点到计算目的节点的路径,均由传输边与存储边交替构成,满足节点在同一时隙内不可同时发送与接收的半双工约束,并避免了同一时隙下的链路冲突。该路径也可对应为原网络中一条完整的、满足时隙与资源约束的可行传输方案。

反之,对于原网络中任意一条可行的方案,由于其在每个时隙内均满足半双工与资源正交约束,可按时间顺序映射为分簇网络扩展图中的一系列传输边与存储边,从而构成一条从计算源节点到计算目的节点的可达路径。

综上所述,分簇网络时隙图中的路由与原网络中的可行调度方案存在一一对应关系。证毕。

**定理1** 基于Dijkstra的路由与时隙联合规划

算法能够在分簇网络时隙图模型中为任一业务计算出一条端到端时延最小的可行路径,若该路径存在。

**证明** 本文算法在分簇网络时隙图中,每一次路径扩展都是沿着距离辅助源节点  $S$  最近的节点进行搜索。假设算法在某一次路径搜索时,从最小堆  $Q$  中取出的节点为  $u$ ,其到辅助源节点  $S$  的距离为  $\text{dist}[u]$ 。若此时存在另一条路径,使业务能够以更小的时间  $\text{dist2}[u]$  ( $\text{dist2}[u] < \text{dist}[u]$ ) 到达节点  $u$ ,则该路径必然存在某一尚未被搜索过的前驱节点  $v$ ,并通过节点  $v$  经过传输/托管到节点  $u$ 。由于本文算法每一次都是从  $Q$  中取出距离  $S$  最近的节点,不等式  $\text{dist}[v] > \text{dist}[u]$  必然成立。因此有  $\text{dist2}[u] = \text{dist}[v] + w_{(v,u)}^{(t)} \geq \text{dist}[v] > \text{dist}[u]$ ,这与  $\text{dist2}[u] < \text{dist}[u]$  相矛盾。由此可知,当节点  $u$  从  $Q$  中取出时,其到达  $S$  的路径和距离已达到最小值,且之后不可被任何其他路径所改进。

上述结论对辅助源节点  $S$  后的每一个从  $Q$  中取出的节点均成立,特别地,也适用于辅助汇节点  $D$ 。当  $D$  从  $Q$  中取出后,其到辅助源节点  $S$  的距离即所有可行路径中的最小端到端距离。由此可得,本文算法可以在分簇网络时隙图模型中正确地为客户计算出端到端时延最小路径,证毕。

本文算法采用邻接表存储网络拓扑信息,每个节点维护一个链表,存储其所有邻居节点及边的权重。对于分簇网络时隙图模型,假设网络被划分为  $M$  个簇和  $T$  个时隙,每个时隙包含  $2M$  个节点,整个网络中共有  $2MT$  个节点。每个时隙内虚拟簇节点与簇首节点之间的边至多为  $M$  条,而簇首节点间的边至多有  $M(M-1)$  条,分簇网络时隙图模型还有  $M(T-1)$  条存储边,因此整个网络中共有  $M(M+T+1)$  条边。

本文算法主要由堆操作和邻居节点更新操作两个核心操作组成。在堆操作中,算法运行时,每次从最小堆中取出当前距离辅助源节点距离最小的节点的时间复杂度为  $O(\text{lb}(2MT))$ ,并且每个节点至多被取出一次,因此堆操作的总时间复杂度为  $O(2MT \text{lb}(2MT))$ 。在邻居节点更新操作中,当有新的节点  $u^{(q)}$  被取出加入永久集合后,算法需要遍历该节点所有邻居节点(包括通过传输边连接的邻居节点  $v^{(q)}$  和通过存储边连接的节点  $u^{(q+1)}$ ),并计

算从辅助源节点经过节点  $u^{(q)}$  到各邻居节点的距离,然后将该距离与距离列表中记录的距离进行比较,若该距离比距离列表中记录的距离值更小,则需要再次判断是否更新距离列表中  $v^{(q+1)}$  到辅助源节点的距离值,因此邻居更新操作的总时间复杂度为  $O(M^2 T \text{lb}(2MT))$ 。综上所述,整个算法的时间复杂度为  $O(M^2 T \text{lb}(2MT))$ 。

## 5 仿真分析

### 5.1 仿真设定

本文仿真程序采用 Python 3.8.1 实现,主要设定如下。

(1) 通信设定:对于通信范围,本文假设每个簇首节点仅能与其相邻簇首节点通信。以  $3 \times 3 \times 1$  网格为例,位于中心的簇(坐标  $(2,2)$ )可与周围 8 个簇通信,而坐标为  $(1,1)$  的簇仅能与坐标为  $(1,2)$ 、 $(2,1)$ 、 $(2,2)$  这 3 个簇通信。对于资源状态,依据设定的时帧  $T$ ,依概率分别为每个簇生成  $K$  个时隙的资源状态(可用/不可用),仿真中时隙皆为等长为  $1 \text{ ms}$  的时隙。

(2) 业务设定:算法每次运行时,每个簇的虚拟簇节点均会生成 6 个业务,而每个业务的目的节点则在其余的虚拟簇节点中随机选取。由于传输资源正交约束,不同业务计算顺序会影响最终的计算结果,因此每次仿真均对所有业务进行随机排序。当为业务计算出可行传输路径时,则将该业务标记为成功,并更新网络资源的占用状态。本文仿真中业务编排成功率的计算方式为  $\frac{C_s}{C_t}$ ,其中  $C_s$  为计算成功的业务数, $C_t$  为业务总数。

(3) 对比算法设定:为验证本文算法的有效性,通过商用求解器 Gurobi 对第 3 节所建的 ILP 问题进行了求解,同时选取了最短路径资源最早可用算法(shortest-path earliest available source, SP-EAS)和增量式路由与调度(incremental routing and scheduling, IRAS)算法<sup>[17]</sup>作为对比基准。

在网络中,多种协议直接采用计算最短路径的思想进行路由计算,如目的节点序列距离矢量(destination sequenced distance vector, DSDV)、优化链路状态路由协议(optimized link state routing, OLSR)等自组织网络协议以及经典的开放最短路径优先协议(open shortest path first, OSPF)。本文仿真中 SP-EAS 所需的最短路径求解部分,是通过直接

调用 Python 库 networkx 中的 shortest\_path 函数实现的。SP-EAS 首先在分簇网络快照图模型中搜索计算源节点和计算目的节点间的最短路径，再给每条路径按资源最早可用原则分配时隙资源。IRAS 算法是一种基于 ILP 的增量式路由与调度算法，通过逐流在线部署方式，在不影响已部署业务的前提下完成路由与时隙的联合调度。在仿真实验中 IRAS 算法并未严格复现其完整的 ILP 求解过程，而是采用规则化方式模拟其核心思想。首先计算出候选路径，然后基于路径跳数与链路占用情况对候选路径进行排序，最后按照排序逐个为候选路径分配最早可行的时隙资源，并在找到第一条可行路径后终止搜索。

本文在统计算法运行时间时，Gurobi 的求解时间为直接读取 Gurobi 求解器返回的求解时间。统计平均端到端路径时延时，若业务无法成功编排，则认为该业务的端到端路径长度为一个时隙的长度。本文的仿真结果仅代表在同一仿真环境下，不同求解方法在性能方面的相对差异。

### 5.2 仿真结果

在无人机自组织网络中，随着网络规模的扩大，网络拓扑的复杂性呈非线性增长，进而显著影响算法的运行时间、路径时延等关键性能指标。根据引理 1，网络压缩表征后的节点数量为两倍的簇规模，因此在分析网络规模对算法性能的影响时，横轴自变量表示的是簇规模变化。

图 5 和图 6 展示了网络时隙数分别为 10 和 30 时，簇规模从 9 个增至 144 个时算法性能的变化。图 5(a) 和图 6(a) 展示了平均运行时间随簇规模变化的趋势，y 轴采用的是对数坐标轴，将数据转换为 10 的负次幂形式，以提升展示清晰度。由图 5(a) 和图 6(a) 可知，随着簇规模的增加，不同算法的平均运行时间在两种时隙配置下均呈现单调上升趋势。在两种时隙场景下，Gurobi 均表现出了最高的平均运行时间，并且随着簇规模和时隙数的增加，其求解时间的增长也最为显著。这表明线性规划求解方法在网络节点数或时隙数较大时，需面临较高的计算开销。SP-EAS 的计算时间由最短路径计算和资源分配两个部分构成，其中，最短路径的计算复杂度仅与簇规模相关；资源分配阶段则是通过 Python 自带的二分查找模块 bisect 对每条路径逐跳进行资源分配，由于资源匹配过程受限于每跳“最早可用”策略，其耗时会随时隙数的增长而小幅度增加。

IRAS 由于需要为多跳候选路径分配资源，因此所需的运行时间要多于 SP-EAS。Dijkstra-Slot 在每次路径的扩展中始终朝着最短路径的方向进行搜索，从而有效避免了对其他解空间的冗余搜索，因此在两种时隙配置下均保持了最低且最平稳的运行时间增长趋势。与 Gurobi 相比，其求解时间平均降低约 93%，展现出该算法对网络规模和时隙数变化的良好鲁棒性与计算效率优势。

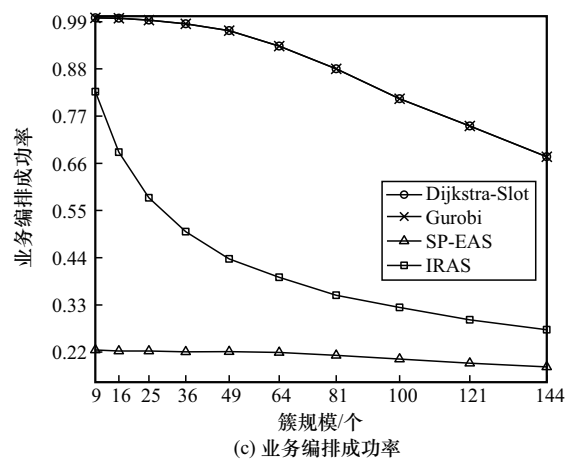
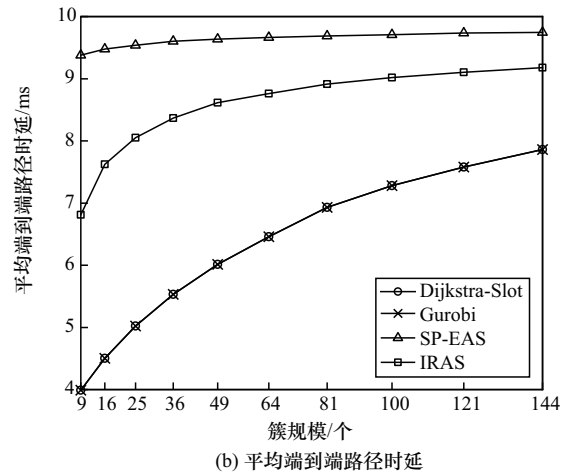
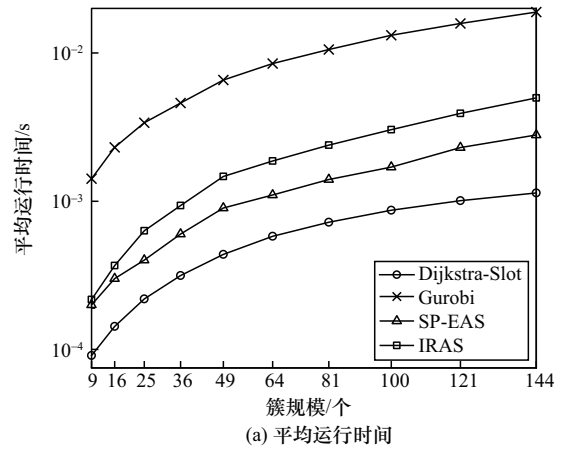


图 5 网络时隙数为 10 时的仿真结果

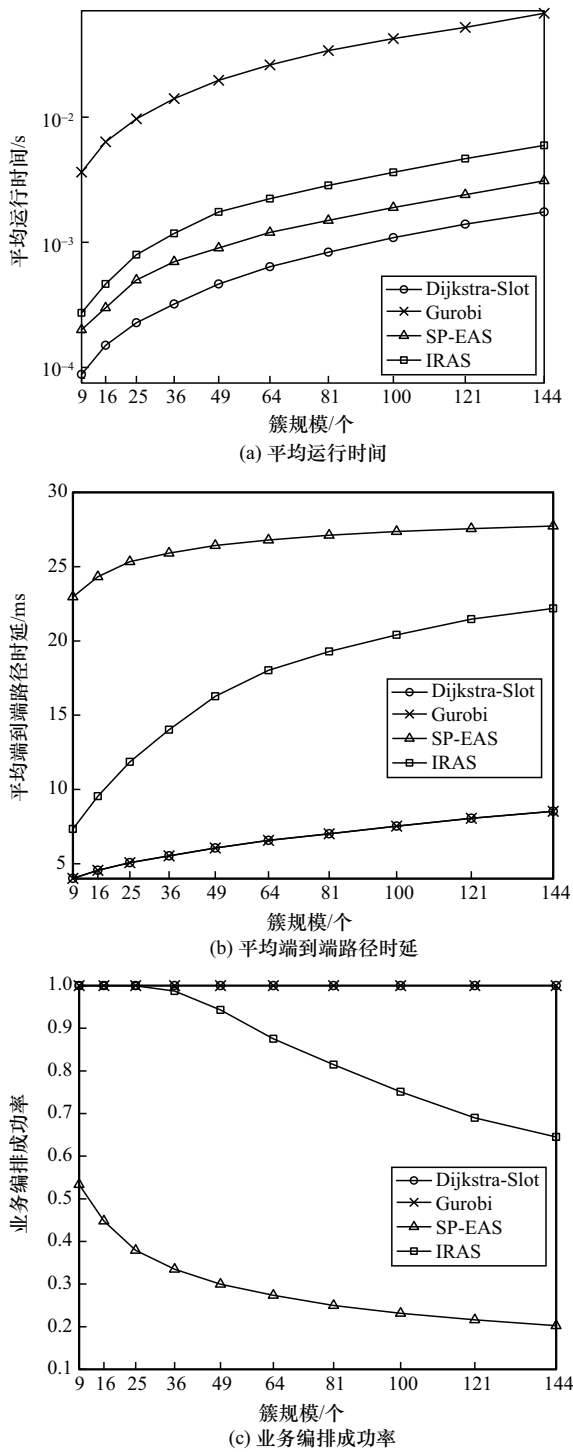


图6 网络时隙数为30时的仿真结果

图5(b)和图6(b)展示了平均端到端路径时延值随簇规模变化的趋势。对于编排失败的业务，在统计其端到端路径时延时，本文将路径长度统一设定为网络中的最大端到端时延值，即时隙数，且认为该业务编排失败。从图5(b)和图6(b)可以看出，在两种配置下，SP-EAS均表现出最高的平均

端到端路径时延，并且其平均端到端路径时延随着簇规模的增加而略有上升。这主要是由于SP-EAS中路由计算与时隙分配是独立调度的，容易产生路径与资源间的冲突，较多的业务无法成功编排。编排失败业务在统计中被赋予最大实验值，使整体平均端到端路径时延升高，且趋近于时隙数。相比之下，IRAS计算出的平均端到端路径时延略低于SP-EAS，远高于Dijkstra-slot，这是由于IRAS的优化目标是为路径找到最早可用的资源，而非路径端到端时延最小。随着簇规模的增加，Dijkstra-slot所得到的平均端到端路径时延增长较为明显，但整体水平与ILP-Gurobi基本保持一致。

如图5(c)和图6(c)所示，业务编排成功率随簇规模变化的趋势在不同时隙数下表现出了明显差异。当时隙数为10和30时，Dijkstra-slot和ILP-Gurobi在整个簇规模区间内始终保持最高的业务编排成功率，明显优于其他对比算法。当时隙数为10时，随着簇规模的增加，Dijkstra-slot和ILP-Gurobi的业务编排成功率均呈现出一定程度的下降，这是由于簇规模增加后缺少资源；当时隙数为30时，算法的业务编排成功率则稳定接近100%。SP-EAS和IRAS的业务编排成功率整体低于Dijkstra-Slot。当时隙数为10时，这两种算法的业务编排成功率皆偏低，且随着簇规模的增加呈现出相对平缓的下降趋势；当时隙数为30时，其业务编排成功率下降较为明显，但是整体的业务编排成功率相比时隙数为10时，仍有大幅提升，说明在资源受限情况下，这两种算法的调度能力相对有限。

综合图5和图6的仿真结果可得，在不同时隙配置以及不同簇规模条件下，各算法在平均运行时间、平均端到端路径时延和业务编排成功率3个性能指标上均表现出差异。随着簇规模的增加，所有算法的计算复杂度均有所提升，但其增长趋势和对时隙规模变化的敏感程度存在显著不同。基于整数线性规划的ILP-Gurobi，其运行时间随簇规模和时隙数迅速增长，难以满足大规模或在线场景的实时性需求。相比之下，SP-EAS和IRAS在计算复杂度上有所降低，但在簇规模增大或资源受限时，其调度能力存在一定局限性。

Dijkstra-Slot在路径搜索过程中始终沿最短路径方向进行扩展,有效避免了对冗余解空间的无效探索,从而在两种时隙配置下均保持了最低且最平稳的运行时间增长趋势。同时,Dijkstra-Slot在端到端路径时延和业务编排成功率方面表现出与ILP-Gurobi相同的性能水平,在解的质量与计算复杂度之间实现了良好的平衡,能够在不同网络规模和时隙配置下保持稳定、可靠的性能表现,能够有效支撑无人机自组网中的业务在线编排需求。

## 6 结束语

本文针对无人机自组网的无线传输干扰严重、路由易失效、资源利用率低等挑战,提出基于时变图的高效求解方案。首先,通过大规模网络拓扑资源压缩表征方法将大规模网络压缩表征为簇规模的分簇网络稀疏图,显著降低求解路由问题时的网络规模;然后,基于分簇网络稀疏图构建了分簇网络时隙图,联合表征时变拓扑与链路状态的时变特性,并将路由与时隙联合规划问题转换为图中的路由搜索问题;最后,提出了基于Dijkstra的路由与时隙联合规划算法,以 $O(M^2Tlb(2MT))$ 复杂度实现对原问题的求解。仿真表明,本文算法的运行时间相比ILP的求解时间降低约93%,且在业务端到端路径时延和业务编排成功率上表现出与ILP相同的性能水平,能够有效支撑无人机自组网中的业务在线编排需求。未来工作将进一步拓展至协议设计,提升协议在拓扑发现、簇维护及路由计算等方面的性能。

## 参考文献:

- [1] 中国民用航空局. “十四五”民用航空发展规划[EB]. (2021-12-14)[2025-12-16].  
Civil Aviation Administration of China. “14th Five-Year” plan for civil aviation development[EB]. (2021-12-14)[2025-12-16].
- [2] 赛迪顾问股份有限公司. 中国低空经济发展研究报告(2024)[R]. 2024.  
China Center for Information Industry Development Consulting Company Limited. Research report on the development of China’s low-altitude economy (2024)[R]. 2024.
- [3] 粤港澳大湾区数字经济研究院. 低空经济发展白皮书(2.0)全数字化方案[R]. 2023.  
International Digital Economy Academy. Low altitude economy development white paper (2.0) all digital solutions[R]. 2023.
- [4] Gupta L, Jain R, Vaszkun G. Survey of important issues in UAV communication networks[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2016, 18(2): 1123-1152.
- [5] Chen B W, Rho S. Autonomous tactical deployment of the UAV array using self-organizing swarm intelligence[J]. IEEE Consumer Electronics Magazine, 2020, 9(2): 52-56.
- [6] Lakew D S, Sa’Ad U, Dao N N, et al. Routing in flying ad hoc networks: a comprehensive survey[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2020, 22(2): 1071-1120.
- [7] Al-Najjar A N, Rasid M F A, Hashim F, et al. A systematic literature review in distributed resource allocation for C-V2X[J]. Ingénierie des Systèmes d’Information, 2024, 29(3): 771-808.
- [8] Lin Q Y, Song H B, Gui X L, et al. A shortest path routing algorithm for unmanned aerial systems based on grid position[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2018, 103: 215-224.
- [9] Liao W H, Sheu J P, Tseng Y C. GRID: a fully location-aware routing protocol for mobile ad hoc networks[J]. Telecommunication Systems, 2001, 18(1/2/3): 37-60.
- [10] Poudel S, Moh S, Shen J. Residual energy-based clustering in UAV-aided wireless sensor networks for surveillance and monitoring applications[J]. Journal of Surveillance, Security and Safety, 2021, 2(3): 103-116.
- [11] Kundu J, Alam S, Koner C, et al. Trust-based dynamic leader selection mechanism for enhanced performance in flying ad-hoc networks (FANETs) [J]. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 2024, 25(12): 20616-20627.
- [12] El-Najjar J, Assi C, Jaumard B. Joint routing and scheduling in WiMAX-based mesh networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(7): 2371-2381.
- [13] Yuan D W, Lin H Y, Widmer J, et al. Optimal and approximation algorithms for joint routing and scheduling in millimeter-wave cellular networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2020, 28(5): 2188-2202.
- [14] Liu B Y, Ren S S, Wang C, et al. Towards large-scale deterministic IP networks[C]//Proceedings of the 2021 IFIP Networking Conference (IFIP Networking). Piscataway: IEEE Press, 2021: 1-9.
- [15] Shi K Y, Wang J C, Li H Y, et al. Enhancing resource utilization of non-terrestrial networks using temporal graph-based deterministic routing [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2024, 73(6): 9211-9216.
- [16] 麻涵, 陈妍, 李红艳. 基于时变图的数据链网络规划算法研究[C]//第十届中国指挥控制大会. 北京: 兵器工业出版社, 2022: 501.  
Ma H, Chen Y, Li H Y. Research on data link network planning algorithm based on time-varying graph[C]//The 10th China Conference on

Command and Control. Beijing: Ordnance Industry Press, 2022: 501

[17] Huang Y D, Wang S, Huang T, et al. Online routing and scheduling for time-sensitive networks[C]//Proceedings of the 2021 IEEE 41st International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS). Piscataway: IEEE Press, 2021: 272-281.

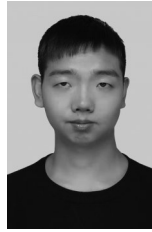
[作者简介]



麻涵 (1997-), 男, 西安电子科技大学博士生, 主要研究方向为时变图理论、自组织网络资源调度。



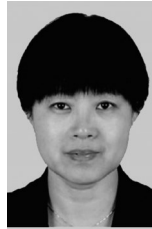
张修社 (1965-), 男, 西安导航技术研究所研究员, 主要研究方向为雷达系统、无线通信。



王鹏 (1995-), 男, 博士, 新加坡科技设计大学博士后研究员, 主要研究方向为算力网络、时间确定性网络和6G网络。



陈妍 (1989-), 女, 西安电子科技大学博士生、高级工程师, 主要研究方向为无线通信、信息系统总体。



李红艳 (1966-), 女, 博士, 西安电子科技大学教授、博士生导师, 主要研究方向为时间确定性网络、天地一体化网络、新一代无线局域网等。