

航空集群机载网络 Failure-Oblivious 路由策略*

吕娜, 潘颖, 朱梦圆, 陈坤, 方宇
(空军工程大学信息与导航学院, 陕西西安 710077)

摘要:航空集群机载网络作为集群成员间信息交互的纽带,其路由策略性能优劣直接影响信息传输实时性与可靠性,从而制约网络化集群作战效能发挥。考虑到航空集群机载网络具有诸多不确定性,为应对路由失效以及尽可能避免路由更新,从路由选择算法的角度,在软件定义网络架构下提出 Failure-Oblivious 路由策略。与传统路由策略不同的是,该策略利用随机算法生成多条路由,能够在不进行路由失效预测的情况下应对路由随机失效问题。理论推导与仿真验证表明,该策略能够在保证通信时效性代价可控的基础上,降低航空集群机载网络路由失效风险。

关键词:航空集群;机载网络;路由失效;Oblivious 路由策略;图嵌入

中图分类号:TN95 文献标志码:A 开放科学(资源服务)标识码(OSID):

文章编号:1001-2486(2022)01-156-13



听语音
与作者互动
聊科研

Failure-Oblivious routing strategy in airborne network for aeronautic swarm

LYU Na, PAN Ying, ZHU Mengyuan, CHEN Kun, FANG Yu

(Information and Navigation School, Air Force Engineering University, Xi'an 710077, China)

Abstract: Airborne network for aeronautic swarm is the information interaction bond between swarm members, whose routing strategy directly affects the real-time performance and reliability of information transmission, and then affects the combat effectiveness of networked swarm. Considering that there are many uncertainties in airborne network for aeronautic swarm, in response to the risk of route failure and avoid routing updates, a Failure-Oblivious routing method from the perspective of routing algorithm was proposed under software-defined network architecture. Unlike traditional routing strategies, this method can deal with routing failure problem without the burden of predicting routing failure by using random multipath routing algorithms. Theoretical derivation and simulation verification show that this routing method can reduce the risk of route failure in airborne network for aeronautic swarm, thus guaranteeing that communication delay cost is under control.

Keywords: aeronautic swarm; airborne network; route failure; oblivious routing strategy; graph embedding

随着网络化集群作战^[1]理念在航空作战领域的深入,受生物集群^[2]启发,航空集群^[3]作为一种全新的航空作战力量体系应运而生。航空集群在引发未来空战样式深刻革命^[4]的同时,也给保障集群成员间通信的机载网络^[5]带来诸多技术难题。

如图1所示,航空集群机载网络采用无线通信技术连接不同类型、功能各异的有人或无人空中平台,实现了作战平台、指控平台、传感器平台、武器平台等各类平台战术信息资源网络化,本质上是一种大规模异构数据链网络^[6]。由于空中平台通信半径有限,集群成员间通信需经过多跳转发完成,因此路由策略是值得研究的问题。

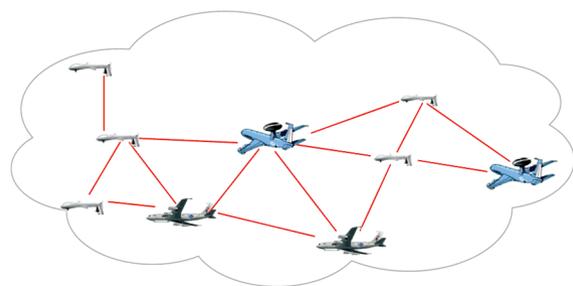


图1 航空集群机载网络

Fig. 1 Airborne network for aeronautic swarm

航空集群机载网络的特殊性给路由策略的研究带来挑战。其路由策略除了要适应多跳、自组织等机载网络普遍特征外,还应关注航空集群机

* 收稿日期:2020-08-07

基金项目:国家自然科学基金资助项目(61703427)

作者简介:吕娜(1970—),女,陕西西安人,教授,博士生导师,E-mail:Lvnn2007@163.com;

潘颖(通信作者),女,博士研究生,E-mail:panda17691187697@outlook.com

载网络的以下特点:

1) 编队拓扑变化具有不确定性。航空集群作战能力的涌现依赖于面向作战任务的构型控制及演化^[7],即根据实际作战任务需求临时组建任务编队。由于作战任务突发性强,航空集群机载网络拓扑结构变化并无明显规律。

2) 通信连通状态具有不确定性。航空集群机载网络节点机动性强,高速移动过程中极易超出邻居节点电波通信覆盖范围,通信暂盲^[8]现象时有发生。

3) 链路通信质量具有不确定性。拒止空间复杂电磁对抗环境下,“战争迷雾”的存在使得航空集群机载网络中每条链路均有可能受到敌方干扰机不同程度的干扰,链路通信质量波动较大。

上述不确定性使得路由失效成为航空集群机载网络路由策略必须面对的挑战之一。

为应对路由失效问题,近年来已有学者提出通过移动位置预测^[9-10]及干扰感知检测^[11]等技术手段,获取更多网络状态信息,提高路由策略的可靠性。但由于获取信息需要一定的时间,并不能很好地保证路由策略的时效性。此外,航空集群机载网络中存在诸多不确定性因素,网络状态信息难以被准确预测和精确感知,给上述方案的实际应用带来困难。现有路由策略无法完全满足航空集群机载网络严苛的性能需求,如何在信息受限的不确定环境下兼顾信息传输实时性与可靠性,是航空集群机载网络路由策略亟须解决的问题。

软件定义航空集群机载网络^[12]的提出,给路由策略的研究带来机遇。利用其集中控制功能和全网统一视图,有助于路由策略摆脱传统网络分层协议栈的束缚^[13],使得全局最优路由策略的实现成为可能。从现有文献来看,对软件定义航空集群机载网络路由策略的研究多集中于网络更新^[14]方面,对路由选择算法的研究不够充分。

基于此,在软件定义网络架构下,从路由选择算法的角度,为航空集群机载网络设计一种能兼顾实时性与可靠性的 Failure-Oblivious 路由策略。该策略根据控制平面提供的网络拓扑图为各节点对计算多条随机路由,即使其中部分路由失效,其余未失效路由仍能保障正常通信。

1 相关研究

路由策略的关键在于路由选择算法的设计^[15],路由选择算法计算生成路由质量直接影响网络端到端的通信质量^[16]。依据路由策略所采

用路由选择算法的不同,常见的多路径路由策略主要有以下三种:

1) 最短路由策略。最短路由策略采用 K 条最短路由 ($K - \text{Shortest Paths}$, KSP)^[17] 选择算法进行路由决策。值得注意的是,这里的最短并不一定指实际通信距离最短,而是通信代价最低^[18],即通过定义链路代价函数确定拓扑图中各边权值,反映通信距离、跳数、时延^[19]、流量^[20]、拥塞程度^[21]等开销,将路由求解转化为一个最优化问题。

此类路由策略可使某些性能指标达到最优化,但由于最优解会随网络参数的变化而改变,对于动态变化的网络,路由算法往往不能及时收敛。此外,对于链路资源有限的网络,采用最短路由策略会使流量相对集中地分布于最短路由“瓶颈”上,导致网络中某些链路负载过重,存在加剧通信故障的风险。

2) 不相交路由策略。不相交路由策略采用边不相交路由 (Edge-Disjoint Paths, EDP)^[22] 选择算法或点不相交路由 (Vertex-Disjoint Paths, VDP)^[23] 选择算法进行路由决策。边不相交路由选择算法可以降低链路失效风险^[24],点不相交路由选择算法可以减少单点故障的影响。

此类路由策略鲁棒性较强,但严格不相交的约束条件提高了路由的代价下限。同时,对于某些网络拓扑而言,并不一定能够寻找到完全不相交的多条路由。

3) Oblivious 路由策略。Oblivious 路由策略也称 Demand-Oblivious 路由策略^[25],采用 Oblivious 路由选择算法计算路由。Oblivious 路由选择算法可在通信流量需求产生之前完成路由决策,并为网络各节点对间规划出多条随机路由,具有灵活、简洁等优势。Oblivious 路由选择算法设计之初旨在实现负载均衡性能,其主要思想是在无法精确掌握节点间流量需求的情况下,从博弈论的层面给出能够应对随机突发流量的路由策略。主要分为以下两类:

一是由 Valiant 等^[26]提出的 Valiant 负载均衡 (Valiant Load-Balancing, VLB) 路由选择算法。主要思想是在待通信节点对之间增设一个在全网范围内随机选取的中间节点,分两步进行路由:先选择一条以中间节点为目的节点的随机路由,再选出从该中间节点到目的节点的随机路由。该算法巧妙利用随机选取的中间节点分散负载压力,从而降低网络拥塞^[27];但缺点是路由由代价不可控,且只适用于超立方体网络、Mesh 网络、骨干

网^[28]等特定结构的网络拓扑。

二是 Räcke 于 2002 年首次提出基于层次分解树的 Oblivious 路由策略^[29], 可用于任意网络拓扑结构。但其算法的求解属于 NP 难度问题, 无法在多项式时间内求解路由; 2004 年, Azar 等^[30]和 Räcke 给出了一种能够在多项式时间内求解最佳路由的算法, 但此算法需要借助椭圆算法, 处理数量无穷大的约束条件方程, 复杂度仍较高; 2008 年, Räcke^[31]指出利用 FRT (Fakcharoenphol, Rao and Talwar) 图嵌入算法^[32]等近似算法能够快速、高效生成随机层次分解树; 2020 年, Czerner 和 Räcke 提出了一种能够节约路由表存储空间、具有高性能比的 Oblivious 路由策略^[33]。

基于上述两类经典 Oblivious 路由选择算法, 其他相关研究人员沿袭 Valiant 和 Räcke 等的研究思路, 对 Oblivious 路由策略进行了一系列的优化改进和创新。例如, 文献[34]提出基于 VLB 的两阶段路由, 为任意拓扑结构的网络提供了通用 Oblivious 路由方案; Harrelson 等^[35]提出了一种改进的图分割算法, 可在多项式时间内获取具有近乎等价通信特性的路由树; Applegate 等则提出可用有限变量线性规划方程求解的最优化路由算法^[36], 与椭圆算法相比, 其运算时间、空间复杂度大大降低。

当然, Oblivious 路由策略也存在一些固有缺陷。由于其不考虑路由代价, 在进行路由选择时具有一定盲目性, 对于性能要求严苛的网络并不适用; 由于其具有较强随机性, Oblivious 路由选择算法在运行过程中会出现路由不连通等问题, 致使路由选择算法有时会因此停滞, 不得不返回上一步循环来寻找连通路程。

新的研究表明, 将流量工程与 Oblivious 路由策略相结合, 二者优势互补设计 Semi-Oblivious 路由策略, 不仅可有效均衡负载^[37], 还可以低开销获得近乎最佳的网络性能, 且能够应对突发流量和意外的链路故障^[38]。文献[39]则通过深入的仿真和在 SDN 硬件上的部署, 进一步验证了 Semi-Oblivious 路由策略具有可与 SWAN^[40]等先进流量工程路由策略相比拟的性能。

受此启发, 既然 Demand-Oblivious 路由策略可以在不掌握流量需求的情况下应对随机突发流量, 那么是否也存在 Failure-Oblivious 路由策略, 可在链路通断不确定条件下应对路由失效问题? 在此问题驱动下, 将最短路由策略与 Oblivious 路由策略相结合, 设计航空集群机载网络 Failure-Oblivious 路由策略, 以期兼顾通信实时性与可

靠性。

2 Failure-Oblivious 路由策略

2.1 基本思想

采用数学语言, 对 Failure-Oblivious 路由策略 (以下简称 FOR 路由策略) 基本思想描述如下:

如图 2 所示, 对于航空集群机载网络, 若将集群成员及其间通信链路分别对应节点集合 V 和边的集合 E , 则航空集群机载网络可以用图 $G(V, E)$ 表示。记图 G 中节点数目 $|V| = n$, 边的数目 $|E| = m$ 。以航空集群机载网络中各节点为圆心、节点最大通信距离 r 为半径作圆, 若两个节点 v_i 、 v_j 间存在可行通信链路, 则以两节点为端点的边 e 存在。将边 e 的权值定义为两个端点间的通信距离 x , 据此抽象出航空集群机载网络对应赋权连通图 $G(V, E)$ 。

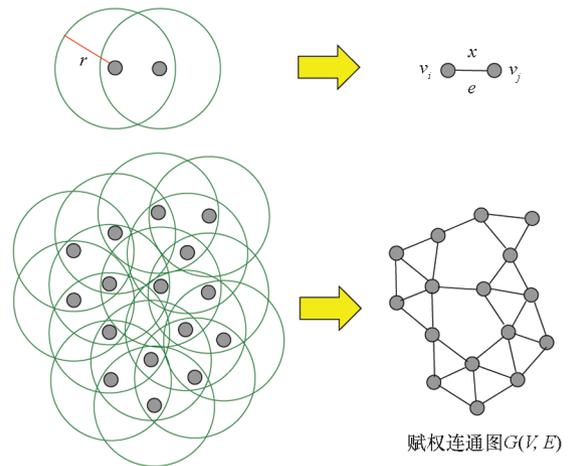


图 2 网络模型

Fig. 2 Network model

FOR 路由策略旨在为航空集群机载网络拓扑图 $G(V, E)$ 中每个源-目的节点对 (s, t) 规划 k 条 ($k > 1$ 且 $k \in \mathbb{Z}^+$) 可行路由 p_i 。记节点对 (s, t) 之间所有可行路由 $\{p_1, p_2, p_3, \dots, p_k\}$ 构成路由集合 $P_{s,t}$ 。假设 $P_{s,t}$ 中每条路由的失效概率均为 q ($0 < q < 1$), 只要其中一条路由未失效, 则仍可以保证节点对 (s, t) 之间的信息交互。根据互斥原理, 当且仅当 $P_{s,t}$ 中 k 条路由全部失效时, 节点对 (s, t) 之间才无法进行通信。因此, 节点对 (s, t) 之间的通信成功概率为:

$$S = (1 - q^k) \times 100\% \quad (1)$$

显然, 当路由数量 k 增加时, 通信成功概率 S 也将增大, 通信可靠性随之提高。

现假设每条路由平均失效概率 $q = 0.5$, 若要求节点对间通信成功概率 $S > 90\%$, 由式(1)计算

知,需 $k \geq 4$ 。因此,当输出路由数量取 $k = 4$ 时,理论上可保证平台间平均通信成功率在 90% 以上。

以图 3 所示节点对 (s, t) 为例,路由策略为该节点对之间规划的路由集合 $P_{s,t}$, 共含 4 条可行路由。值得注意的是,上述通信成功率的理论推导建立在各条路由失效为相互独立事件的基础上,若想实现通信成功概率在 90% 以上的可靠通信,路由策略需为节点对 (s, t) 间规划出互不相交的 4 条路由。然而,可靠性与实时性之间存在矛盾,严格不相交的约束将不可避免地增加路由长度,因此不相交路由策略可靠性的实现是以牺牲实时性为代价换取的,并不适合应用于对实时性、可靠性要求均较高的航空集群机载网络中。为兼顾通信实时性、可靠性,不妨将“严格”不相交的约束去掉,寻找长度较短且尽可能不相交的多样化路由。

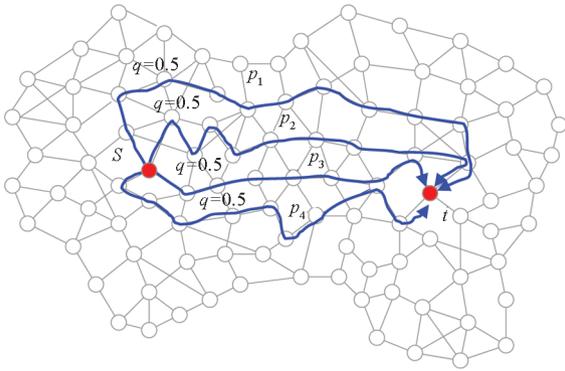


图 3 $k = 4$ 路由策略示例

Fig. 3 An example of $k = 4$ routing strategy

2.2 算法实现

依据 2.1 节所述基本思想,设计一种满足航空集群机载网络高实时性、高可靠性要求的路由策略——FOR 路由策略。该策略算法实现分为三个阶段:

阶段 1:采用 FRT 算法,将高维度的航空集群机载网络拓扑图 $G(V, E)$ 嵌入低维度的树形度量空间中,并使用树形图 $T_c(V_t, E_t)$ 反映各节点间距离关系以及图上最短路由等特征。

阶段 2:构建 $G(V, E)$ 与 $T_c(V_t, E_t)$ 的路由映射,据此为待通信节点对生成一条随机路由。

阶段 3:多次重复阶段 1、阶段 2,得到多条随机路由,从中筛选出相对最优的 k 条路由。

2.2.1 FRT 图嵌入

由于航空集群机载网络规模较大,其拓扑图属于复杂的高维空间,给路由的计算带来困难。通过 FRT 图嵌入算法,利用更为“简单”的低维树

形度量空间近似表示高维网络拓扑空间,并使用树形图 $T_c(V_t, E_t)$ 反映图 G 各节点间距离关系以及图上最短路由等特征,有助于快速存储、计算路由。

定义 1 用有序对 (V, d) 表示图 G 中两点 i, j 间图上距离(最短路由长度)形成的度量空间,其中 $d: V \times V \rightarrow \mathbb{R}^+$, 满足

- 1) $\forall i \in V, d(i, i) = 0$;
- 2) $\forall i, j \in V, d(i, j) = d(j, i)$;
- 3) $\forall i, j, k \in V, d(i, j) \leq d(i, k) + d(k, j)$ (三角不等式);
- 4) 当 $i \neq j$ 时, $\forall i, j \in V, d(i, j) > 0$ 。

定义 2 若一个度量空间可以用赋权树形图表示,则称度量空间 (V, d) 为树形空间。

定义 3 若存在映射 $f: V \rightarrow V_2$ 使得以下公式恒成立,则称度量空间 (V_2, d_2) 是度量空间 (V, d) 的一个失真度为 γ 的嵌入。

$$\frac{1}{\gamma} d_2(f(i), f(j)) \leq d(i, j) \leq \gamma d_2(f(i), f(j)) \quad (2)$$

能够将任意拓扑图以低失真度嵌入树形空间中的算法通常为 NP 难度。Fakcharoenphol 等^[32]提出一种近似算法,即 FRT 图嵌入算法。FRT 算法利用随机性,能够将任意一个含有 n 个节点的网络拓扑空间 $G(V, d)$ 嵌入平均失真度为 $O(\log_2 n)$ 的一簇树形空间 $T(V_t, d_t)$ 中。

图 4 展示了采用 FRT 图嵌入算法将图 $G(V, d)$ 随机嵌入树形空间 $T(V_t, d_t)$ 的一个示例。值得注意的是, FRT 算法设计之初并非针对路由问题而设,其在对点集 V 进行层次聚类时是基于空间距离关系,并未关注各点间实际路由连通性关系。因此, FRT 算法并不能直接应用于航空集群机载网络路由策略中。为此,对原算法进行调整,使之拓展至图上最短路由长度所张成的度量空间上。调整后的 FRT 算法用伪代码描述,如算法 1 所示。

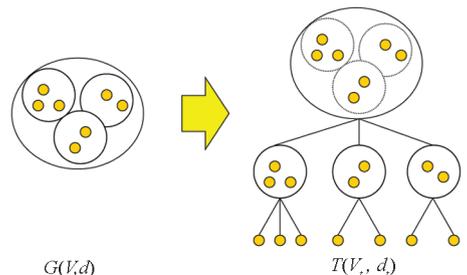


图 4 FRT 图嵌入

Fig. 4 FRT graph embedding

算法 1 调整后的 FRT 算法

Alg.1 Adapted FRT algorithm

输入:由航空集群机载网络拓扑图节点间图上最短距离所张成的度量空间 $G(V, d)$
输出:树形度量空间 $T(V_i, d_i)$

1. 令 $\delta = 2 / \min_{i \neq j} d(i, j)$
2. **if** $\delta > 1$
3. **for** each $d(i, j)$
4. $d(i, j) = d(i, j) \times \delta$
5. **end for**
6. go to line 1
7. **else**
8. 随机生成置换序列 π , 依此为 n 个节点重新编号
9. 设 $\Delta = \max_{i \neq j} d(i, j)$, 求出最小整数 δ , 满足 $2^\delta \geq \Delta$
10. 在区间 $[1, 2)$ 内选取一个随机数 U
11. 令 T 根节点对应点集 $S = \{V\}$, 记其位于 D_δ 层
12. $i \leftarrow \delta - 1$
13. $R_i \leftarrow 2^{i-1} U$
14. **for** D_{i+1} 层中每个父节点 v_i 对应点集 S
15. **if** S 中元素个数大于 1
16. **while** 点集 S 非空
17. 将与点集 S 中编号最小的节点图上距离小于 R_i 的节点集合分配给 D_i 层相应子节点 v_i
18. 未被分配的节点作为新的点集 S
19. **end while**
20. **end if**
21. $i \leftarrow i - 1$
22. **end for**
23. **end if**

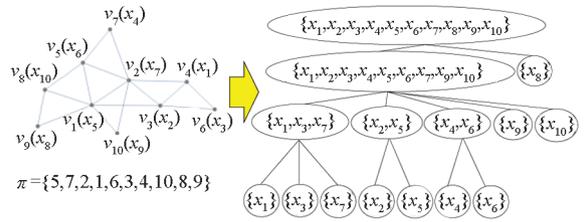


图 5 算法 1 运行示例

Fig.5 An example of Algorithm 1

的映射关系, 据此指导待通信节点对 (s, t) 间路由生成。为避免传统 Oblivious 路由策略采用随机算法进行路由映射所导致的路由不连通、代价不可控等问题, FOR 路由策略中采用确定性路由映射, 具体步骤如下:

步骤 1: 点的映射 m_V 。 $V_i \rightarrow V$ 将树形图 T_G 节点 v_i 映射到图 G 中相应节点 v_i 。映射 $m_V(v_i)$ 结果为 v_i 所表示点集中编号最小的节点 (即该集合的聚类中心节点) 对应原图 G 中相应节点。注意: 经过 FRT 图嵌入后图 G 节点编号被打乱重排, 进行映射时应还原节点自身编号。图 6 给出了点的映射示例。

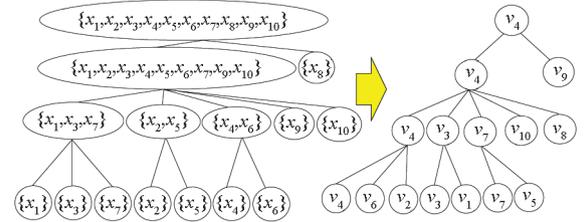


图 6 点的映射示例

Fig.6 An example of node mapping

步骤 2: 构造路由生成树 RT 。经过步骤 1 点的映射后, 将映射结果相同的点合并为一个点, 即若 $m_V(v_i) = m_V(u_i) = v_i$, 则将 v_i, u_i 合并, 记作点 v_i , 得到路由生成树 RT 。图 7 给出了路由生成树构造示例。

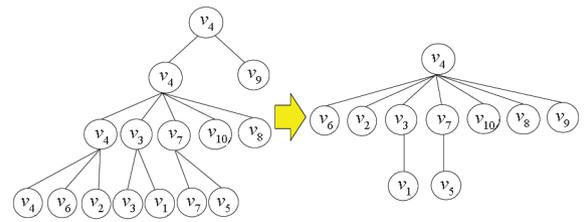


图 7 路由生成树构造示例

Fig.7 An example of routing tree construction

步骤 3: 边的映射 m_E 。 $E_n \rightarrow E^*$ 将树形图 RT 的边 $e_n(v_i, v_j)$ 映射到图 G 中对应的路由。定义映射 $m_E(e_n)$ 结果为该边两个端节点在图 G 中的最短路由, 并用最短路由所经过边的序列 E^* 表

图 5 给出了算法 1 的一个运行结果示例。进一步分析知, 输出树形图 T 根节点代表图 G 节点全集 $\{V\}$, 叶子节点与单元子集 $\{v_i\}$ 存在一一对应关系。逐层迭代嵌入实质上是图 G 中节点依据两点间图上最短路由长度进行层次聚类, 且总是以父节点对应节点集中编号最小的点为聚类中心, 下一层聚类半径最大值为上一层半径的 $1/2$, 各层最大半径依次为 $\{2^\delta, 2^{\delta-2}, \dots, 2^0\}$, 因此位于第 i 层同一节点集中任意两点间图上最短路由长度不会超过 2^i 。考虑通信实时性要求, 由点 u 到点 v 的路由应从同时包含 u, v 两点的最近公共祖先 (Least Common Ancestor, LCA) 对应节点集中选取。

2.2.2 路由映射

在阶段 1 求得树形图 T 的基础上, 为确定任意两点间的实际路由, 需进行路由映射, 即: 通过构建树形图 $T_C(V_i, E_i)$ 与图 $G(V, E)$ 中实际路由

示。图 8 给出了边的映射示例。

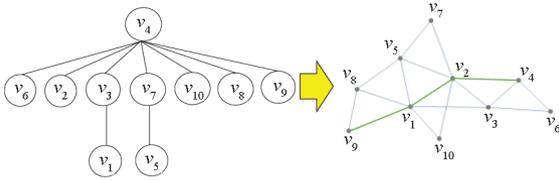


图 8 边的映射示例

Fig. 8 An example of edge mapping

步骤 4: 确定路由。根据路由生成树 RT , 确定源节点 s 到目的节点 t 在图 G 中的路由。首先找到节点 s, t 在树形图 RT 中对应的路径, 然后将该路径经过边的序列 E_n 按照 m_E 映射到图 G 中的相应路由, 最后删去路由中的冗余环路部分, 输出源节点 s 到目的节点 t 的路由。图 9 给出了确定路由的一个示例。

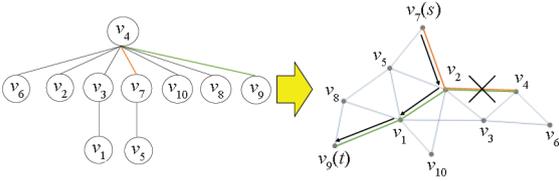


图 9 确定路由示例

Fig. 9 An example of route ascertainment

根据上述步骤, 可为图 G 中任意两点确定一条无环路的连通路由。

2.2.3 筛选优质路由

对于阶段 1 输出的每个树形图 T_c , 经阶段 2 路由映射可得一例路由生成树 RT , 从而据此确定图 G 中任意两点间路由。事实上, 由于算法 1 中随机置换序列 π 和随机数 U 的不同会导致输出树形图 T_c 不同, 对应路由生成树 RT 也不同。通过多次循环阶段 1、阶段 2, 得到多例不尽相同的 RT , 形成一簇 RTs , 据此为航空集群机载网络各节点对间筛选出长度较短且尽量不相交的 k 条优质路由。

假设由 RTs 为航空集群机载网络中节点对 (s, t) 规划出 k' 条不同的路由 ($k' > k$), 按路由长度由小到大依次排列, 形成 $\{p'_1, p'_2, p'_3, \dots, p'_k\}$, 记作路由集合 $P'_{s,t}$ 。然后根据下述方程从中筛选出 k 条优质路由:

$$\text{Minimize } Edge_num \{p_1 \cap p_2 \cap p_3 \cap \dots \cap p_k\}$$

$$\text{s. t. } p_1, p_2, p_3, \dots, p_k \in P'_{s,t}$$

其中, $\text{Minimize } Edge_num \{p_1 \cap p_2 \cap p_3 \cap \dots \cap p_k\}$ 表示在满足约束条件 $\text{s. t. } p_1, p_2, p_3, \dots, p_k \in P'_{s,t}$ 时, 使得 k 条路由相交链路数目这一目标函数最小化。这样, 由上述方程可确定 k 条长度较短且

尽量不相交的路由, 构成节点对 (s, t) 的路由集合 $P_{s,t} = \{p_1, p_2, p_3, \dots, p_k\}$ 。

2.3 主要创新

基于以上对航空集群机载网络路由策略基本思想和算法步骤的阐述, FOR 路由策略与经典 Oblivious 路由策略相比, 创新之处在于:

1) 经典 Oblivious 路由策略中, 各边权重表示链路带宽, 以实现负载均衡性能; FOR 策略中, 各边权重反映节点间通信距离, 旨在保证通信时效性。

2) 经典 Oblivious 路由策略采用随机算法进行路由映射, 会导致生成路由不连通且路由长度不可控; FOR 路由策略根据树形图所对应最短路由进行确定性路由映射, 以减少迂回路由并确保路由的连通性。

3) 经典 Oblivious 路由策略中, 生成路由即被固定, 不够灵活; FOR 路由策略增设优质路由筛选机制, 可根据实际需求调整输出路由, 能够适应复杂多变的战场环境, 具有较强的灵活性、可扩展性。

此外, 尽管 FOR 路由策略具有一定的随机性, 导致为航空集群机载网络各节点对 (s, t) 间规划的路由不一定为图上最短路由, 但可以证明, 该路由策略时效性代价是存在上界的。

3 路由策略时效性分析

对于航空集群机载网络, 端到端时延反映其通信时效性, 包括处理时延、排队时延、传输时延和传播时延等。其中, 传播时延是指信息在飞机间的无线空间信道上传播所需的时间, 与路由长度成正比。基于此, 定量分析路由策略对传播时延的影响, 以此衡量航空集群机载网络 FOR 路由策略的时效性。

3.1 理论分析

3.1.1 概率分析

事实上, 由于 FOR 路由策略在选取聚类中心节点时具有随机性, 网络拓扑图 G 中任意节点都有可能出现在节点对 (s, t) 所对应的随机路由中。现通过概率分析证明, 对于航空集群机载网络中节点对 (s, t) 之间的通信路由, 距离两个节点较近的节点更容易出现在 FOR 路由策略的随机路由中。

定理 1 长度较长的路由出现的概率低于长度较短的路由。

证明: 任取图 G 中两个节点 a, b , 设节点 a 、节

点 b 与节点对 (s, t) 最短路由中点的距离分别为 $\alpha, \beta (\alpha < \beta)$ 。现证明节点 a 具有更高的概率成为其最小共同祖先节点相应聚类中心节点。

若节点为节点对 (s, t) 最小共同祖先节点相应聚类中心节点, 则聚类半径需恰好使得节点对 (s, t) 两个端点分离。如图 10 所示, 图中红色区域表示图 G 中节点对 (s, t) 间最短路由长度为 τ , 则以聚类中心节点为端点, 长度为聚类半径的线段的另一端点应落在红色区域内。

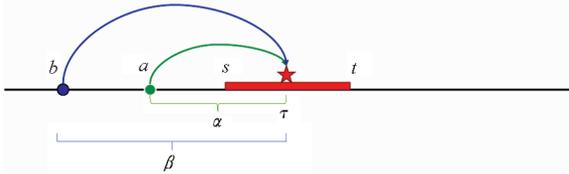


图 10 聚类中心节点条件分析

Fig. 10 Analysis of clustering center node condition

算法 1 中聚类半径受到随机数 U 的影响。如图 11 所示, 由于随机数 U 在区间 $[1, 2)$ 内等概率选取, 当距离为 d 的节点向目标节点对 (s, t) 瞄准时, 线段的另一端点将均匀且随机地分布于区间 $[d, 2d)$ 内。故落在红色区域内的概率为:

$$P = \frac{\tau}{2d} \quad (3)$$

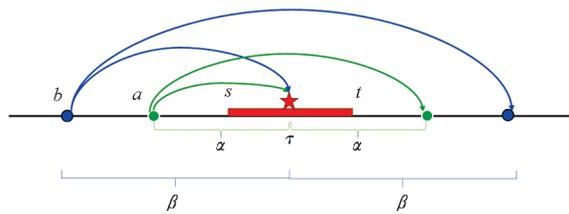


图 11 随机数的影响分析

Fig. 11 Analysis of influence of random number

考虑任意两个节点 a, b , 有:

$$\begin{cases} P_a = \frac{\tau}{2\alpha} \\ P_b = \frac{\tau}{2\beta} \end{cases} \quad (4)$$

由于 $\alpha < \beta$, 故有 $P_a > P_b$ 。因此, 距离较近的节点具有更高的概率出现在两个通信节点所对应的随机路由中。 □

3.1.2 竞争比分析

随着网络节点数目的增加, FOR 路由策略生成随机路由长度具有较强的不确定性, 从而影响该策略的时效性。为检验该路由策略的时效性, 采用竞争比分析方法, 以路由长度所引起的传播时延为影响因子, 定量评估路由策略的时效性。

如图 12 所示, 设基于最短路由算法生成的路

由长度为 l , 依据 FOR 路由策略生成的 k 条路由平均长度为 L , 定义时延因子为:

$$\gamma = \frac{L}{l} \times 100\% \quad (5)$$

显然, 总有 $l \leq L$, 故 $\gamma \geq 1$ 恒成立。由于输出路由具有随机性, 考虑网络中任意两个节点间的路由长度, 时延因子 γ 可视为一随机变量。整个网络中所有节点间路由时延因子的平均期望值 $E(\gamma)$ 越小, 即其值越接近于 1, 时效性越强。现计算路由策略时延因子 γ 的平均期望理论上限。

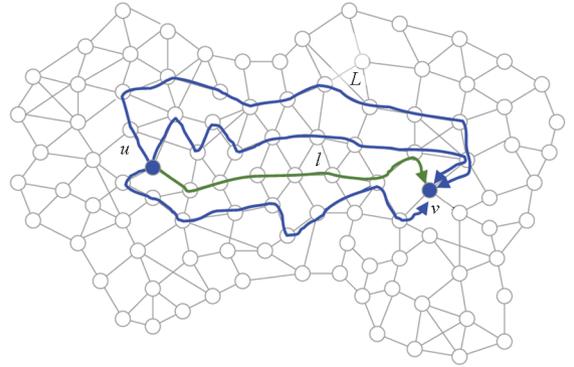


图 12 时延因子示意

Fig. 12 Schematic diagram of delay factor

设网络拓扑图 G 中任意两点 u, v 间图上最短路由长度为 $d_G(u, v)$, 故:

$$l = d_G(u, v) \quad (6)$$

设经图嵌入后, 树形图上两点 u, v 间距离为 $d_T(u, v)$ 。则 u, v 两点间路由平均长度满足:

$$L \leq d_T(u, v) \quad (7)$$

因此, 时延因子满足:

$$\gamma = \frac{L}{l} \leq \frac{d_T(u, v)}{d_G(u, v)} \quad (8)$$

由式(8)可计算时延因子上限值。

引理 1 在随机嵌入每一个树形图 T 的过程中, 图 G 中 u, v 两点嵌入 $d_T(u, v)$ 的聚类中心节点 w 存在且唯一。

证明: 假设 u, v 两点之间随机嵌入的聚类中心节点 w 位于树形图的第 i_w 层 ($i_w \geq 2$)。

1) 存在性。节点对 (u, v) 与点 w 的距离关系如图 13 所示。由图 13 知, 当且仅当 $d_G(w, u) \leq \beta_{i_w} < d_G(w, v)$ 时, 节点对 (u, v) 方可以概率 P_w 被以点 w 为圆心、半径为 β_{i_w} 的圆所分离。

$$P_w = \frac{d_G(w, v) - d_G(w, u)}{2^{i_w - 1}} \times 100\% \quad (9)$$

2) 唯一性。假设存在两个不同层级聚类中心节点, 这就意味着相邻两层节点集合完全相同, 但相邻两层半径之差必定大于等于 2, 而图 G 中边长最小值为 2, 这显然是矛盾的。故缩小为原

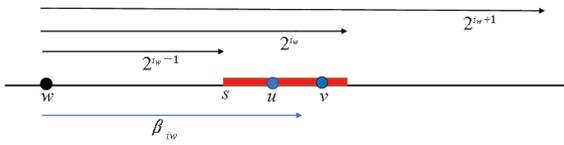


图 13 节点对 (u, v) 与点 w 距离关系图

Fig. 13 Distance between node w and node pair (u, v)

半径的 $1/2$ 后必将产生新的集合,相邻两层节点集合不可能完全相同,点 w 唯一。 □

引理 2 若生成节点对 (u, v) 之间路由的点 w 位于树形图中第 i 层,则必有 $d_T(u, v) < 2^{i+3}$ 。

证明:树形图中同时包含 u, v 两点的集合中层数最低的节点集合为最小共同祖先节点。如图 14 所示,假设同时包含 u, v 两点的最小共同祖先节点位于第 $i+1$ 层,边 (u, v) 在树形图中所对应的路径,其实仅和 u, v 两点距离 $2^{i-1}U$ 以内的点有关。又因为 $1 \leq U < 2$,累加可得:

$$d_C(u, v) \leq d_T(u, v) < U_{\max} \times 2 \sum_{j \leq i} 2^j = 2^{i+3} \quad (10)$$

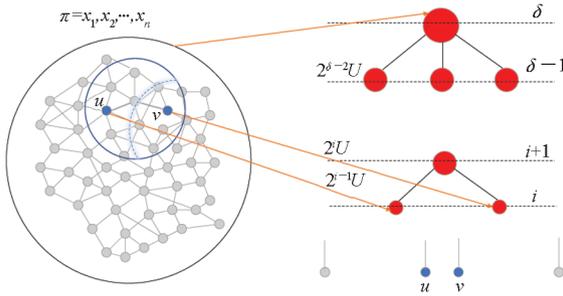


图 14 节点对 (u, v) 与第 i 层某点距离关系图

Fig. 14 Distance between node pair (u, v) and level i

基于上述引理,计算时延因子的平均期望值。值得注意的是,点 w 得以截断节点对 (u, v) 的前提是:点 w 的标号足够小,使得在其他距离节点对 (u, v) 较近的那些点之前率先掌握对于 (u, v) 的优先截断权。设比点 w 距离 (u, v) 更近的点共有 $s-1$ 个,也就是说,按照与 (u, v) 图上距离从近到远排序,点 w 排在第 s 名。

则有:

$$P_w = \frac{1}{s} \frac{d_C(w, v) - d_C(w, u)}{2^{i_w-1}} \quad (11)$$

由三角不等式, $d_C(w, v) - d_C(w, u) \leq d_C(u, v)$, 因此:

$$P_w \leq \frac{1}{s} \frac{d_C(w, v) - d_C(w, u)}{2^{i_w-1}} \leq \frac{1}{s} \frac{d_C(u, v)}{2^{i_w-1}} \quad (12)$$

则期望值满足:

$$E[d_T(u, v)] \leq \sum_w \frac{1}{s} \frac{d_C(u, v)}{2^{i_w-1}} \times 2^{i_w+3} \quad (13)$$

右边分式约去公约数后,得:

$$\begin{aligned} E[d_T(u, v)] &\leq \sum_w 16 \times \frac{1}{s} d_C(u, v) \\ &= 16 d_C(u, v) \sum_{1 \leq s \leq n} \frac{1}{s} \end{aligned} \quad (14)$$

由调和级数展开式,得:

$$\begin{aligned} \sum_{1 \leq s \leq n} \frac{1}{s} &= 1 + \left(\frac{1}{2} + \frac{1}{3}\right) + \left(\frac{1}{4} + \frac{1}{5} + \frac{1}{6} + \frac{1}{7}\right) + \dots \\ &\leq 1 \times 1 + \frac{1}{2} \times 2 + \frac{1}{4} \times 4 + \dots \end{aligned} \quad (15)$$

知其与 $\log_2 n$ 同阶,故:

$$E[\gamma] \leq E\left[\frac{d_T(u, v)}{d_C(u, v)}\right] = O(\log_2 n) \quad (16)$$

对于任意节点数目为 n 的网络,时延因子平均上界存在,且理论期望为 $O(\log_2 n)$ 。 □

综上所述,随着网络节点数目增加,时延因子并不是呈指数上升,而是呈对数级增长,这说明网络规模的增大并不会导致时延指数爆炸式增长。

3.2 仿真分析

为进一步论证 FOR 路由策略时效性,评估路由策略在不同规模网络下的实际效果,通过仿真实验研究该策略时延因子随网络规模增大的变化趋势,并在相同条件下进行时延因子变化对照实验,将 FOR 路由策略与 KSP、EDP 路由策略相比较。

实验在一台 CPU 为 Intel Core i5、主频 2.40 GHz、内存 16 GB、64 位操作系统的 PC 机上进行,算法编译采用科学计算软件 Mathematica 12.0。利用 Mathematica 软件内置函数生成节点数目为 3~100 的网络,模拟不同规模的航空集群机载网络,并分别计算三种路由策略在不同规模网络中各节点对间路由时延因子平均值,绘制时延因子 γ 随网络节点数目 n 增大时的实际变化曲线,实验结果如图 15 所示。

对比图 15 中三种路由策略在不同规模网络下的实验结果,可知:

1) 从变化趋势来看,随着节点数目 n 的增加,FOR 路由策略时延因子缓慢增大,但增长速率逐渐趋缓,呈现对数级增长趋势,这说明网络规模的增大不会引发 FOR 路由策略时延因子呈指数爆炸性增长,这与 3.1.2 节中时延因子理论变化趋势相符;KSP 路由策略时延因子的变化速率近似等于 0,这说明 KSP 路由策略受网络规模增

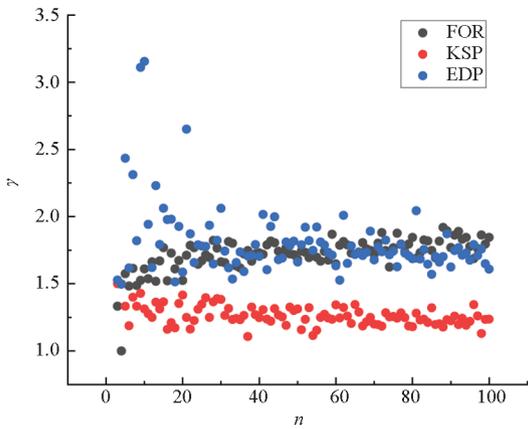


图 15 时延因子变化曲线图

Fig. 15 Delay factor curve

大影响不大;EDP 路由策略的时延因子则随网络规模增大无明显变化规律。

2) 从波动幅度来看,本实验中 FOR 路由策略时延因子的最大值小于 2,波动范围较小;KSP 路由策略时延因子波动幅度并不大,基本维持在 $\gamma = 1.25$ 这一水平线上;而形成鲜明对比的是,EDP 路由策略时延因子最大值超过 3,随网络节点数目的改变有较大幅度的波动。

3) 对于同样规模的网络,当网络节点数目较小时,FOR 路由策略时延因子大小与 KSP 路由策略较为接近;当网络节点数目较大时,FOR 路由策略与 EDP 路由策略较为接近。因此可以推断,FOR 路由策略的时效性能介于 KSP 路由策略与 EDP 路由策略之间。

4) 本实验中时延因子最小值 $\gamma = 1$ 由 FOR 路由策略取得,这是因为存在一定的概率使得 FOR 路由策略生成的随机路由恰好与最短路由相同;KSP 路由策略选取节点对间前 K 条最短路由,这 K 条不同的路由中必然存在非最短路由,故 KSP 路由策略时延因子恒大于 1;图中 EDP 路由策略时延因子存在最低下限,则是由于其严格不相交的约束条件所导致的。

综上所述,尽管 FOR 路由策略的时效性略差于 KSP 路由策略,但显著优于 EDP 路由策略,且时延因子随网络规模的增大不会呈爆炸性增长,而是呈对数级缓慢增长,故 FOR 路由策略所引起的传播时延代价上界可控。

4 路由策略鲁棒性分析

4.1 理论分析

对于航空集群机载网络,一般情况下节点失效概率远小于链路失效概率。当航空集群机载网

络编队拓扑随作战任务改变、通信连通状态变化或通信链路质量波动时,均可能导致其链路失效,从而引发路由失效。由于航空集群机载网络面临诸多不确定性因素,链路失效在整个网络中分布将呈现随机性。

若将链路随机失效视为路由策略进行路由选择的对手,为保证航空集群成员间通信可靠性,路由策略在进行路由选择时需与之展开一场博弈。在这场博弈中,路由策略应尽可能降低所选路由由集合 $P_{u,v}$ 中各路由失效风险,以提高路由策略鲁棒性,从而保障待通信节点对间通信可靠性。

现定义路由失效函数 $y(z)$ 定量评估路由策略鲁棒性。对于边数为 m 的网络,该函数定义域为 $\{z | 0 \leq z \leq m\}$ 。函数值 $y(z)$ 表示随机删除网络拓扑中的 z 条边后,对应路由失效比例,即:

$$y(z) = \frac{r}{R} \times 100\% \quad (17)$$

式中, R 表示路由策略为网络中所有待通信节点对 (u,v) 规划的路由集合 $P_{u,v}$ 总数, r 表示所有待通信节点对间失效路由由集合 $P_{u,v}$ 的数目。故函数值 $y(z)$ 反映 z 条链路随机失效后,因路由失效导致节点对间通信中断数占所有待通信节点对数量的百分比。该比例越高,则整个网络中节点对之间通信连通率越低,通信可靠性越差。从理论上讲,函数值 $y(z)$ 将随自变量 z 的增加而呈增长趋势。

对于任意给定的网络拓扑图 $G(V,E)$,在相同通信流量需求下,通过分别绘制采用不同路由策略时路由失效函数 $y(z)$ 实际曲线,比较相同 z 值时函数值大小,可评估路由策略的鲁棒性。若路由策略 A 对应曲线图像恒位于路由策略 B 所对应曲线下方,则路由策略 A 相较于路由策略 B 鲁棒性更强。

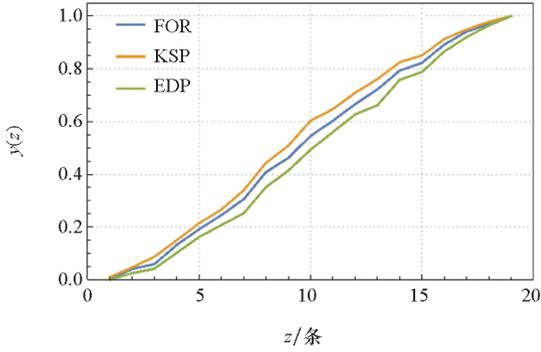
特别地,由于 EDP 路由策略能够为各节点对间规划出完全不相交的多条路由,失效概率最低,故理论上 EDP 路由策略鲁棒性最高,可将 EDP 路由失效曲线作为下界参考曲线,其他路由策略对应路由失效曲线应恒位于该参考曲线上方。一般而言,路由策略所对应路由失效曲线与 EDP 路由失效曲线越接近,鲁棒性越强。

4.2 仿真分析

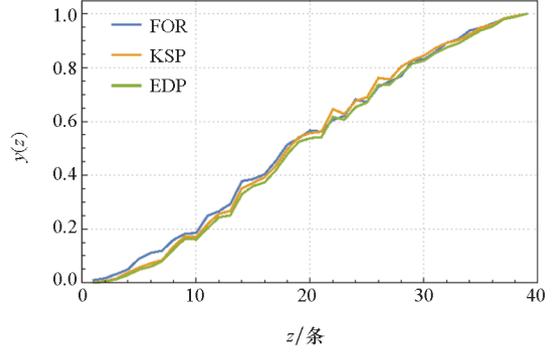
为进一步论证航空集群机载网络 FOR 路由策略保障节点对间通信可靠性,评估其应对路由随机失效能力,通过仿真实验研究该策略的鲁棒性。实验中,采用 Barabasi-Albert 网络模拟航空集群机载网络复杂网络特征^[41],通过随机删除网

络拓扑图中的通信链路,模拟航空集群机载网络链路随机失效的不确定性,并进行 100 次重复实验,统计路由失效函数值 $y(z)$ 的平均值,绘制其随失效链路数目增加变化曲线,并在相同条件下

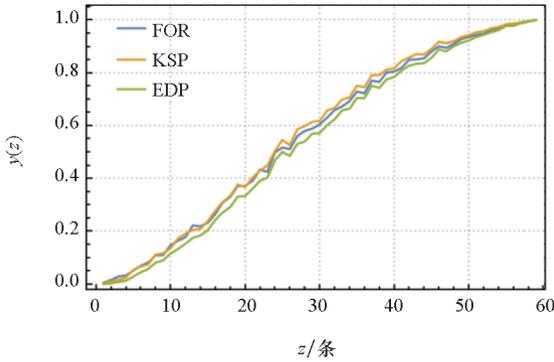
与 KSP 路由策略、EDP 路由策略变化曲线相比较,检验 FOR 路由策略的可靠性。实验设定三种多路径路由算法为各节点间规划路由数量 $k = |P_{u,v}| = 2$,结果如图 16 所示。



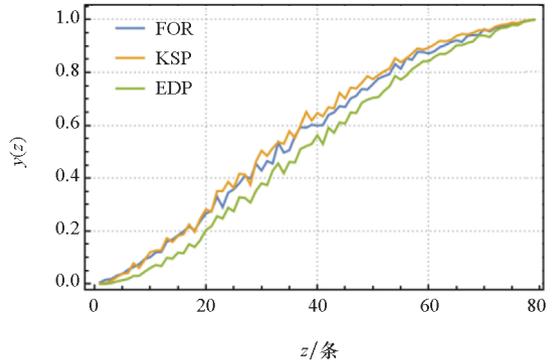
(a) $n = 11, m = 19$



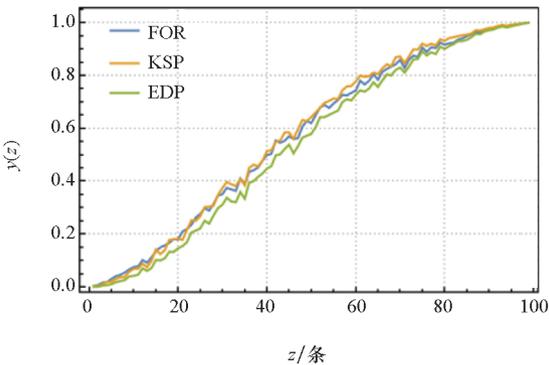
(b) $n = 21, m = 39$



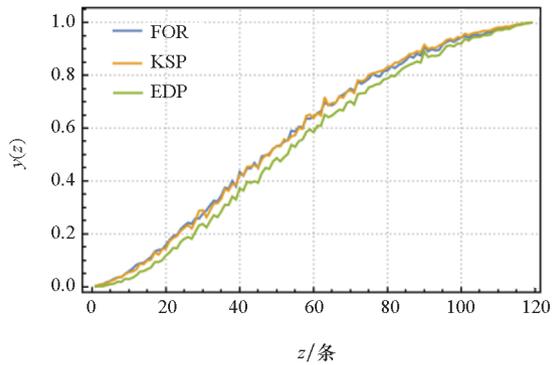
(c) $n = 31, m = 59$



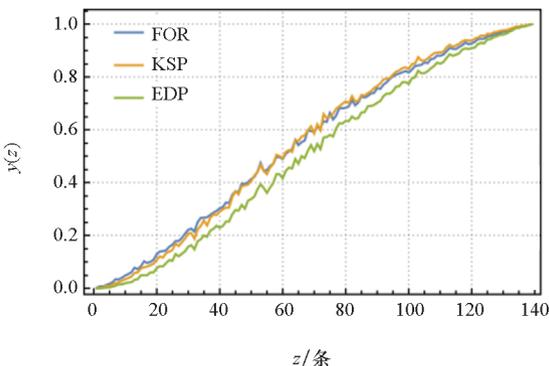
(d) $n = 41, m = 79$



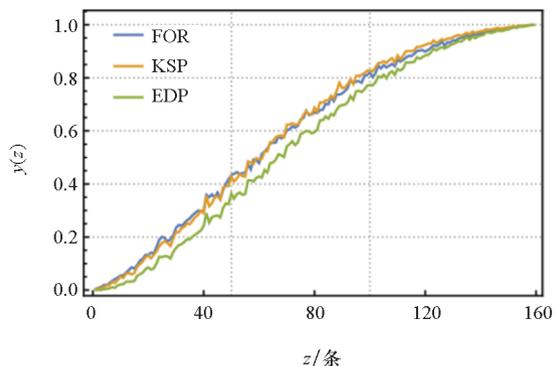
(e) $n = 51, m = 99$



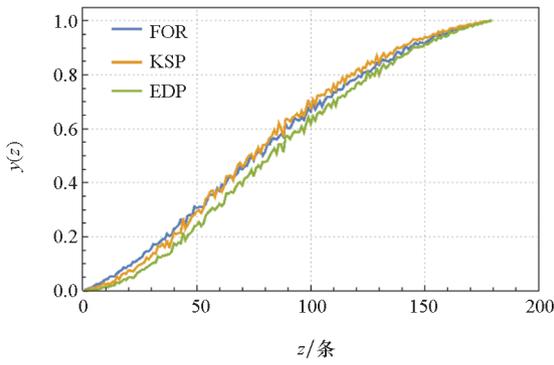
(f) $n = 61, m = 119$



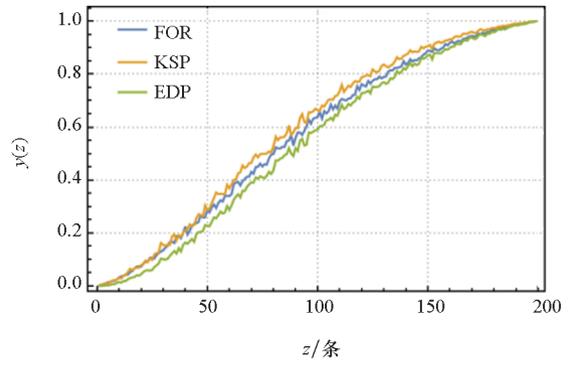
(g) $n = 71, m = 139$



(h) $n = 81, m = 159$



(i) $n = 91, m = 179$



(j) $n = 101, m = 199$

图 16 不同规模网络下三种路由策略仿真曲线

Fig. 16 Simulation curves of three routing strategy in different network scales

观察图 16 中不同规模网络下各路由策略仿真曲线,可得出以下结论:

1)随着删除边数的增加,三种路由策略的路由失效比例大致呈线性增长趋势,与 4.1 节中对路由失效函数 $y(z)$ 的理论分析趋势相符。

2)当随机删除边数大于网络中总边数的 50% 时, FOR 路由策略路由失效函数仿真曲线向 EDP 路由策略靠拢,此时 FOR 路由策略能够达到可与 EDP 路由策略相比拟的鲁棒性能,这说明 FOR 路由策略特别适合应用于易出现链路大规模失效的航空集群机载网络中。

3)尽管 FOR 路由策略的仿真曲线有时位于 KSP 路由策略曲线之上,但在大多数情况下,相比 KSP 路由策略, FOR 路由策略具有更低的路由失效概率,反映出 FOR 路由策略应对链路故障鲁棒性强于 KSP 路由策略。

4)各仿真图中, EDP 路由策略对应路由失效曲线恒位于其余两种路由策略对应路由失效曲线下方,这与理论预计结果相符,同时也验证了实验所得数据的真实性和可信度。

综上所述,与传统最短路路由策略相比, FOR 路由策略能够有效降低路由失效风险,提升航空集群机载网络路由鲁棒性;与 EDP 路由策略相比, FOR 路由策略并没有通过刻意规避链路相交来提升鲁棒性,而是利用随机算法,巧妙地减少了各路由间的链路交叉概率。

5 结论

针对航空集群机载网络路由失效问题,考虑到航空集群机载网络具有较强不确定性,提出一种可满足集群成员间信息传输实时性与可靠性需求的 FOR 路由策略。通过概率分析、竞争比分析等理论推导,以及时效性、鲁棒性仿真检验,结果

表明:该策略能够有效降低航空集群机载网络路由失效风险,且时延代价上界存在,在航空集群机载网络中具有一定应用价值。此外,应该指出的是,由于 FOR 路由策略建立在随机算法的基础上,性能不太稳定,仍存在进一步改进空间。

参考文献 (References)

[1] 霍大军. 网络化集群作战[M]. 北京: 军事科学出版社, 2010.
HUO D J. Swarming war based on network[M]. Beijing: Military Science Publishing House, 2010. (in Chinese)

[2] 贾永楠, 田似营, 李擎. 无人机集群研究进展综述[J]. 航空学报, 2020, 41(增刊1): 4-14.
JIA Y N, TIAN S Y, LI Q. Recent development of unmanned aerial vehicle swarms[J]. Acta Aeronautica et Astronautica Sinica, 2020, 41(Suppl 1): 4-14. (in Chinese)

[3] 梁晓龙, 李浩, 孙强, 等. 空中作战发展特征及对策[J]. 空军工程大学学报(军事科学版), 2014, 14(3): 4-7.
LIANG X L, LI H, SUN Q, et al. Features of air combat development and countermeasures[J]. Journal of Air Force Engineering University (Military Science Edition), 2014, 14(3): 4-7. (in Chinese)

[4] 柏鹏, 梁晓龙, 王鹏, 等. 新型航空集群空中作战体系研究[J]. 空军工程大学学报(军事科学版), 2016, 16(2): 1-4.
BAI P, LIANG X L, WANG P, et al. Research on a new type of aeronautic swarm air combat system[J]. Journal of Air Force Engineering University (Military Science Edition), 2016, 16(2): 1-4. (in Chinese)

[5] 梁一鑫, 程光, 郭晓军, 等. 机载网络体系结构及其协议栈研究进展[J]. 软件学报, 2016, 27(1): 96-111.
LIANG Y X, CHENG G, GUO X J, et al. Research progress on architecture and protocol stack of the airborne network[J]. Journal of Software, 2016, 27(1): 96-111. (in Chinese)

[6] 吕娜. 数据链理论与系统[M]. 2版. 北京: 电子工业出版社, 2018.
LYU N. Theory and system of data link[M]. 2nd ed. Beijing: Publishing House of Electronics Industry, 2018. (in Chinese)

[7] 梁晓龙, 何昌龙, 张佳强, 等. 航空集群构型控制及其演化方法[J]. 中国科学: 技术科学, 2019, 49(3): 277-287.
LIANG X L, HE L L, ZHANG J Q, et al. Configuration

- control and evolutionary mechanism of aircraft swarm [J]. *Scientia Sinica Technologica*, 2019, 49(3): 277–287. (in Chinese)
- [8] 杨远志, 周中良, 卢春光, 等. 基于路由暂盲避免的UCAV编队组网方法研究[C]//第八届中国航空学会青年科技论坛论文集, 2018: 808–816.
YANG Y Z, ZHOU Z L, LU C G, et al. Research of UCAV formation network method based on RTBA[C]// Proceedings of the 8th China Aeronautical Association Science and Technology Youth Forum, 2018: 808–816. (in Chinese)
- [9] 刘叶. 基于地理位置信息的移动自组织网路由算法研究[D]. 西安: 西安电子科技大学, 2016.
LIU Y. Research on mobile ad hoc network routing algorithms based on geographical location information [D]. Xi'an: Xidian University, 2016. (in Chinese)
- [10] 曹芳波, 吕娜, 陈柯帆, 等. 航空集群网络可靠性估计路由选择策略[J]. *计算机工程与应用*, 2017, 53(24): 129–135, 225.
CAO F B, LYU N, CHEN K F, et al. Reliability estimation routing strategy of aviation cluster network [J]. *Computer Engineering and Applications*, 2017, 53(24): 129–135, 225. (in Chinese)
- [11] 黎海涛, 刘长军. 基于改进能量检测的航空集群网络干扰感知[J]. *国防科技大学学报*, 2019, 41(6): 143–148.
LI H T, LIU C J. Improved energy detection based jamming sensing for aeronautic swarm network[J]. *Journal of National University of Defense Technology*, 2019, 41(6): 143–148. (in Chinese)
- [12] 赵尚弘, 陈柯帆, 吕娜, 等. 软件定义航空集群机载战术网络[J]. *通信学报*, 2017, 38(8): 140–155.
ZHAO S H, CHEN K F, LYU N, et al. Software defined airborne tactical network for aeronautic swarm[J]. *Journal on Communications*, 2017, 38(8): 140–155. (in Chinese)
- [13] 车宇轩. 软件定义的航空集群网络特点及前景探讨[J]. *中国新通信*, 2020, 22(9): 65.
CHE Y X. Features and prospects of software defined network for aeronautic swarm [J]. *China New Telecommunications*, 2020, 22(9): 65. (in Chinese)
- [14] 吕娜, 陈坤, 陈柯帆, 等. 适应拓扑变化的拥塞最小化网络更新策略[J]. *航空学报*, 2020, 41(7): 323661.
LYU N, CHEN K, CHEN K F, et al. Congestion-minimization network update strategy for topology changes[J]. *Acta Aeronautica et Astronautica Sinica*, 2020, 41(7): 323661. (in Chinese)
- [15] KUMAR P, YUAN Y, YU C, et al. Kulfli: robust traffic engineering using semi-oblivious routing[EB/OL]. [2020–08–01]. <https://arxiv.org/abs/1603.01203>.
- [16] 谢希仁. 计算机网络[M]. 7版. 北京: 电子工业出版社, 2017.
XIE X R. Computer networks [M]. 7th ed. Beijing: Publishing House of Electronics Industry, 2017. (in Chinese)
- [17] 刘兰芬, 杨信丰, 刘林忠. 基于标号算法搜索过程的K最短路径算法设计[J]. *兰州交通大学学报*, 2019, 38(4): 27–33.
LIU L F, YANG X F, LIU L Z. Design of the K shortest path algorithm based on the searching process of labeling algorithm[J]. *Journal of Lanzhou Jiaotong University*, 2019, 38(4): 27–33. (in Chinese)
- [18] 徐鹏程, 宏晨. 一种基于节点资源利用率的无标度网络路由策略[J]. *国防科技大学学报*, 2013, 35(5): 109–113.
XU P C, HONG C. A global dynamic routing strategy based on capacity utilization ratio on scale-free networks [J]. *Journal of National University of Defense Technology*, 2013, 35(5): 109–113. (in Chinese)
- [19] 蒯振然, 王少尉. 强化学习框架下移动自组织网络分步路由算法[J]. *国防科技大学学报*, 2020, 42(4): 1–6.
KUAI Z R, WANG S W. Stepwise routing algorithm in mobile ad hoc network under reinforcement learning framework [J]. *Journal of National University of Defense Technology*, 2020, 42(4): 1–6. (in Chinese)
- [20] 彭大芹, 赖香武, 刘艳林. 基于SDN的胖树数据中心网络多路径路由算法[J]. *计算机工程*, 2018, 44(4): 41–45, 65.
PENG D Q, LAI X W, LIU Y L. Multi-path routing algorithm for fat-tree data center network based on SDN [J]. *Computer Engineering*, 2018, 44(4): 41–45, 65. (in Chinese)
- [21] 吴文君, 郭泉, 赵家明, 等. 基于多路径传输的动态负载均衡路由算法[J]. *北京工业大学学报*, 2019, 45(4): 330–337.
WU W J, GUO X, ZHAO J M, et al. Multipath transmission-based dynamic load-balanced routing algorithm [J]. *Journal of Beijing University of Technology*, 2019, 45(4): 330–337. (in Chinese)
- [22] GURUSWAMI V, KHANNA S, RAJARAMAN R, et al. Near-optimal hardness results and approximation algorithms for edge-disjoint paths and related problems [J]. *Journal of Computer and System Sciences*, 2003, 67: 473–496.
- [23] WHITTY R W. Vertex-disjoint paths and edge-disjoint branchings in directed graphs [J]. *Journal of Graph Theory*, 1987, 11(3): 349–358.
- [24] 朱尚明, 庄新华, 高大启. 一种端到端网络的不相交多路径QoS路由算法[J]. *计算机科学*, 2007, 34(9): 35–38.
ZHU S M, ZHUANG X H, GAO D Q. A disjoint multipath QoS routing algorithm in an end to end network [J]. *Computer Science*, 2007, 34(9): 35–38. (in Chinese)
- [25] CHICO J L A. A Study of demand oblivious routing algorithms [D]. The Netherlands: Delft University of Technology, 2012.
- [26] VALIANT L G, BREBNER G J. Universal schemes for parallel communication [C]// Proceedings of the 13th annual ACM symposium on Theory of computing, 1981: 263–277.
- [27] NI W D, HUANG C C, WU J, et al. Availability of survivable valiant load balancing (VLB) networks over optical networks [J]. *Optical Switching and Networking*, 2013, 10: 274–289.
- [28] ZHANG-SHEN R, MCKEOWN N. Designing a fault-tolerant network using valiant load-balancing [C]// Proceedings the 27th Conference on Computer Communications, 2008: 301–305.
- [29] RÄCKE H. Minimizing congestion in general networks [C]// Proceedings of 43rd Annual IEEE Symposium on Foundations of Computer Science, 2002.
- [30] AZAR Y, COHEN E, FIAT A, et al. Optimal oblivious routing in polynomial time [J]. *Journal of Computer and System Sciences*, 2004, 69: 383–394.
- [31] RÄCKE H. Optimal hierarchical decompositions for congestion minimization in networks [C]// Proceedings of the

- 40th Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 2008; 255 – 263.
- [32] FAKCHAROENPHOL J, RAO S, TALWAR K. A tight bound on approximating arbitrary metrics by tree metrics[J]. Journal of Computer and System Sciences, 2004, 69: 485 – 497.
- [33] CZERNER P, RÄCKE H. Compact oblivious routing in weighted graphs [EB/OL]. [2020 – 08 – 01]. <https://arxiv.org/abs/2007.02427>.
- [34] ZHANG-SHEN R, MCKEOWN N. Designing a predictable Internet backbone with valiant load-balancing[M]//Quality of Service-IWQoS 2005. Berlin, Heidelberg: Springer, 2005; 178 – 192.
- [35] HARRELSON C, HILDRUM K, RAO S. A polynomial-time tree decomposition to minimize congestion [C]//Proceedings of the 15th annual ACM symposium on Parallel algorithms and architectures, 2003; 34 – 43.
- [36] APPEGATE D, BRESLAU L, COHEN E. Coping with network failures: routing strategies for optimal demand oblivious restoration [J]. ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review, 2004, 32(1): 270 – 281.
- [37] ROOMI H, KHORSANDI S. Semi-oblivious segment routing with bounded traffic fluctuations[C]//Proceedings of the 26th Iranian Conference on Electrical Engineering, 2018; 1670 – 1675.
- [38] KUMAR P, YU C, YUAN Y, et al. YATES: rapid prototyping for traffic engineering systems [C]//Proceedings of the Symposium on SDN Research, 2018.
- [39] KUMAR P, YUAN Y, YU C, et al. Semi-oblivious traffic engineering: the road not taken [C]//Proceedings of the 15th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation, 2018.
- [40] HONG C Y, KANDULA S, MAHAJAN R, et al. Achieving high utilization with software-driven WAN [C]// Proceedings of the ACM Special Interest Group on Data Communication, 2013; 15 – 26.
- [41] 张超, 张凤鸣, 王瑛, 等. 基于复杂网络视角的航空通信网络鲁棒性分析 [J]. 系统工程与电子技术, 2015, 37(1): 180 – 184.
- ZHANG C, ZHANG F M, WANG Y, et al. Method to analyse the robustness of aviation communication network based on complex networks [J]. Systems Engineering and Electronics, 2015, 37(1): 180 – 184. (in Chinese)