

# 交叉前看:一种基于速度调度的无人机能量最小化优化算法

## 实用飞行能量模型

山锋, 罗俊洲, 熊润群, 吴文佳, 李家硕  
东南大学计算机科学与工程学院, 南京, 中国  
{shanfeng, jluo, rxiong, wjwu, jiashuoli}@seu.edu.cn

**摘要:** 无人机(uav)被广泛应用于无线通信领域, 例如从地面节点(GNs)收集数据, 而地面节点的能量是关键。现有工作结合速度调度, 即无人机的飞行轨迹设计, 使得问题的解决变得复杂, 同时也失去了对速度调度本质的关注。我们的重点是考虑直线飞行的速度调度, 应用于监测输电线路、道路、水/石油/天然气管道和河流/海岸。通过实际飞行测试, 我们揭示了一个与速度相关的飞行能耗模型, 不同于典型的与距离相关或与持续时间相关的模型。基于这种实用的能量模型, 我们提出了穿越前寻找(虚拟房间)算法, 在时间-距离图上的虚拟房间表示无线传输中 GNs 的时空约束。证明了该算法在求解所有信息已知的脱机调度问题时是最优的。对于在线问题, 即., GN 信息不是不可用的, 除非苍蝇靠近, 我们提出了一个离线启发的在线启发式。仿真结果表明, 该算法的性能接近离线最优。通过对实际飞行能量模型和速度调度的研究, 为无人机辅助无线通信提供了新的研究方向。

**索引术语-** 无人机, 能源效率, 速度调度, 实用的能源模型, 交叉前寻找, 离线优化算法

我的介绍。

无人机(uav)在无线通信研究界[1]-[6]中被广泛采用, 作为无线基站[3]、无线中继[4], 并用于边缘计算[5]、数据采集[6]。目前, 无线传感器和物联网设备被广泛应用于各种监测目的。利用无人机从地面节点(GNs)收集数据是最重要的应用之一, 因为无人机可以在近距离飞行, 建立视距高效的数据通信。已经有大量的研究在这个方向[6]-[14]。

无人机的能源消耗是关键问题之一, 因为无人机上的能源供应通常是有限的。因此, 仔细管理能源消耗和模拟飞行能源消耗是很重要的。现有的研究大多考虑了两种经典的无人机能源模型, 如距离相关的能源消耗模型[7], [8], [12]和持续时间相关的模型[6], [9], [15]。距离相关模型中, 假设能量消耗与无人机覆盖的距离成正比;而在持续时间相关的模型中, 它被假设成正比



图 1 所示。应用程序场景。无人机被派往沿直线部署的一组无线传感器或物联网设备(GNs)收集数据, 如电力传输线路、道路、水/石油/天然气管道或河流/海岸。

飞行的持续时间。然而, 两种模型都简化了无人机的能耗, 不能准确地反映飞行过程中的能耗, 以供深入研究。

因此, 我们使用多旋翼无人机进行了一组真实世界的飞行测试。在我们的现场飞行试验中, 公开了一个实用的与速度相关的能耗模型。在该模型中, 飞行功率与飞行速度有关: 无人机有一个特定的速度时, 其功耗最低;无论在更高或更低的速度下, 它都会消耗更多的能量。细节将在下一节中讨论。最近的一项关于旋翼无人机[11]能量模型的理论分析工作对该模型进行了验证。因此, 我们得出结论, 我们的速度相关模型比大多数现有的用于无线通信的能源消耗模型更实用和更通用。

相关研究最多的是 Zeng et al.[11]。在提出了理论能量模型后, 研究了无人机在特定区域部署的 GNs 采集数据时的能量消耗最小化问题。它们的形式化问题很难解决, 因为除了速度调度外, 还需要确定无人机的飞行轨迹。结果得到了一个对最优解具有不确定差值的启发式解。我们专注于沿着直线部署 gn, 而不是一个区域, 这也有很多应用, 例如, 监测输电线路, 道路,

水/石油/天然气管道或河流/海岸。如图 1 所示为应用场景的示例。此外，我们只考虑飞行能耗，而忽略无线数据传输的能耗。这是因为，根据我们的真实飞行测试，我们的无人机悬停功率在 400W 左右，而一个典型的 LoRa/Wi-Fi 无线通信模块的功耗为 100mW [16] / 300mW[17]。无线传输消耗小一千倍，因此忽略它，让我们的问题集中在跟踪速度调度的基本性质。

读者可以从以下对我们的问题的挑战中感受到速度调度的这种基本性质。

- 1)无人机飞行能量必须最小化以收集所有数据:一方面，如果无人机飞行速度较慢，它有足够的时间收集所有数据，但根据我们实际的能量模型，较慢的速度消耗更多的能量;另一方面，更快的飞行速度可能会降低飞行能耗，但由于传输距离可能没有足够的时间，可能会导致 GN 数据采集不完全。
- 2)各 GN 的传输范围可能存在重叠，无人机每次采集一个 GN 的数据。因此，每个 GN 都在争夺无人机的时间来交付自己的数据。而且每个 GN 要传输的数据量不同，传输距离大小也不同，这样的竞争比较复杂。

本文的贡献总结如下。

- 基于实际飞行试验，我们采用了一种实用的速度相关能耗模型，结果表明，无人机有一个特定的速度，其功耗最低;无论在更高或更低的速度下，它都会消耗更多的能量。这个模型与大多数现有的假定距离相关或持续时间相关的模型是不同的。
- 我们提出了一种优化算法，名为在穿越(虚拟房间)之前寻找，以解决离线问题。由于每个 GN 都有传输范围的空间限制和传输时间的时间要求，我们提出了虚拟房间来表示这些时空约束的时间距离图。穿过这些虚拟房间的轨迹可以唯一映射到一个解决方案。证明了通过交叉前寻找，可以确定最优解。
- 我们提出了一种受离线算法启发的启发式算法，以解决在线问题，即除非无人机飞近，否则 GN 信息不可用。仿真结果表明，该算法的性能与离线最优解的性能相当接近，在线能耗在离线能耗的 102% 以内。通过对航速调度和实际飞行能量模型的研究，为无人机辅助无线通信提供了新的研究方向。

本文的其余部分组织如下。第二节介绍飞行能量模型。第三节介绍了系统模型和问题的表述。穿越，

第四节介绍房间问题及其最优性质。第五节和第六节分别研究特殊情况 and 一般问题。然后，在第七部分描述了在线策略和模拟。最后，第八部分对本文进行总结。

2 数据采集中的飞行能耗模型

本节首先介绍了两种经典的飞行能耗模型，并对无人机辅助无线通信方向的相关工作进行了研究。然后，我们提出了一个实用的与速度相关的模型。

A. 距离相关和持续时间相关的飞行能量模型

在与飞行距离相关的飞行能量消耗模型中，假设飞行能量消耗与飞行距离成正比。Liu 等[8]采用该模型，将无人机作为机载基站，为给定区域内的地面用户设备提供服务。一组无人机必须根据数据收集需求移动，同时保持连接。Piao 等人[7]研究了一个室内 CSI 测量问题，无人机必须飞到建筑物给定楼层的每个测点。无人机的能量取决于飞行距离和飞行次数。Xiong 等[12]假设距离和飞行次数都会影响无人机的能量消耗，因此他们设计了一种动态规划方法，在保证飞行接近 gn 收集数据的同时，减少飞行次数和飞行总距离。

在与飞行时长相关的飞行能耗模型中，能耗假设与飞行时长成正比。Mozaffari 等人[9]研究了无人机的机动性，以从地面物联网设备收集数据。假设飞行功率是恒定的，因此能量消耗与飞行时间有关。然后，求解了一个三维轨迹规划问题。Rahmati et al.[15]采用这个模型，研究寻找好的位置的问题，以便更好地将数据从指定的源转发到目的地。Gong 等人专注于无人机飞行时间最小化问题，用于在线性部署的 gn 上收集数据。他们提出的算法表明，能量消耗只与飞行时间有关。

B. 一个实用的与速度相关的飞行能量模型

然而，两种模型都简化了无人机的能耗。我们想要回答以下问题:飞行速度与能源消耗有什么关系?

因此，我们进行了一组真实世界的现场飞行测试，以了解飞行速度和功耗之间的关系。在我们的飞行测试中，我们使用

2 KGS 六旋翼无人机设置类似于在[18]进行的飞行测试。确切地说，是飞行控制器 Pixhawk

3.6.5 安装在这架六翼无人机上，并连接到一个配套的计算设备树莓派 3b 单板计算机(RPi)。通过 MAVLink 协议，Pixhawk 控制器不断向无人机发送电池电压信息

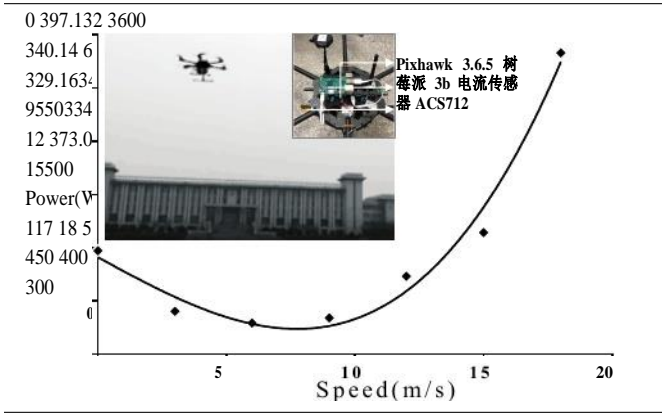


图 2 所示。一个基于真实飞行测试的与速度相关的实用能耗模型。功耗通过一个凸函数与无人机的速度相关，即随速度的增加先减小后增大。

零售物价指数。我们还安装了电流模块 ACS712 来实时监控无人机电池电流值，RPi 通过 I<sup>2</sup>C 读取电池电流值<sup>2</sup>C 通信协议。同时采集电压和电流值，便于计算无人机的功耗。

在我们的飞行测试中，我们让无人机沿着不超过 1000 米的直线飞行，速度从 0m/s(悬停)到 18m/s，步长为 3m/s。图 2 是我们飞行测试时的无人机。每个速度的飞行测试重复 10 次，并使用平均值来缓解个别试验的异常。实验结果如图 2 所示，可以全面了解飞行速度与无人机功耗之间的关系。

结果清楚地表明，与距离相关的能量模型和与持续时间相关的能量模型都不成立。飞行功率是飞行速度的一个凸函数，随着飞行速度的增加，飞行功率先减小后增大。我们还注意到，我们的发现与先驱研究者[19]的测量结果是一致的。最近，该模型已被理论分析[11]验证。通过测量[?]发现了一个类似的能量模型。]。综上所述，与速度相关的能耗模型比现有的用于无线通信的其他模型更实用、更通用。

### 3 系统模型和问题制定

我们假设一组 gn，如无线传感器和物联网设备，沿直线(如输电线、道路、水/油/气管道或河流/海岸)不均匀分布，执行监测任务和传感数据。有 n 个 GN，根据它们的位置对它们进行索引，即 GN i, i = 1, 2, ..., n。无人机在这条直线上飞行，收集这些 GN 的感知数据。假设无人机以固定高度从初始位置开始飞向目标位置。无人机可以飞得慢，也可以飞得快，但它永远不能飞回来。我们用一个轴来表示这样的直线

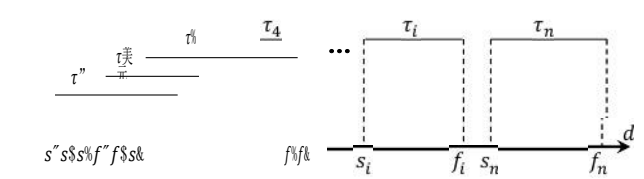


图 3 所示。每个 GN i 向无人机传输数据需要一个最小时间  $\tau_i$ ，无人机每次从一个 GN 收集数据。问题是确定无人机的速度，使每个 GN i 有足够的时间在其传输范围( $s_i, f_i$ )内上传数据，并使无人机飞行能量最小化。一方面，如果无人机飞行速度较慢，它有足够的时间收集数据，但会消耗更多的飞行能量；另一方面，飞行速度快可能会降低能耗，但缩短传输时间，并可能导致收集不完整。因此，必须找到最佳的取舍。

直线飞行路径，如图 3 所示。为了不失一般性，我们假设初始位置在原点，轴上的 d 表示 d 到初始位置的距离。

每个 GN 都有两个传输速率：一个更快，另一个更慢。如果速率越快，对应的传输范围越小。该速率用于数据采集，其范围称为数据传输范围。而较慢的速率则传输范围较大，用于传递控制信息，如初始化连接、准备数据传输等。设 GN i 的数据传输范围为( $s_i, f_i$ )。所以无人机可以收集数据  $s_i \leq d \leq f_i$ ，其中 d 为无人机的位置。假设年代  $i = 0$ 。年代  $i$  叫做起始位置  $f_i$  称为结束位置。每个 GN 都有一定数量的数据等待收集。设无人机从 GN i 完成数据采集所需的最小时间为  $\tau_i$ ，在给定 GN i 的数据量和数据传输速率的情况下，可以计算出来  $i_{gn}$  之间并不一定相等。

假设 gn 是异构的，因此它们有不同但对齐的传输范围。即范围大小( $f_i - s_i$ )随 GN 的不同而不同。假设  $0 = s_1 < s_2 < \dots < s_n$ ，那么我们有  $0 < f_1 < f_2 < \dots < f_n = d$ ，这是因为范围大小相似，没有两个 gn 被放置在密切监视相同的位置。注意， $d = 0, d = d$  为无人机初始位置和目标位置。图 3 给出了设置的一个示例。我们假设每两个相邻的 gn 都有重叠的传输范围，否则它们之间存在间隙，因此这个问题可以分为两个较小的独立子问题，因为这个间隙前后的速度调度互不影响。一共有 n 个起始位置和 n 个结束位置。假设没有两个点重叠在一起，如果它们重叠了，我们可以把它们看成是相隔极小的距离。

UAV 速度调度由速度调度函数表示，它决定了 UAV 在任何给定时间 t 的飞行速度，表示为  $v(t)$ 。因此，无人机的位置，例如从轴上起始点的距离，可以用下面的积分表示。

$$d(t) = \int_0^t v(\tau) d\tau. \tag{1}$$

函数  $d(t)$ 称为距离累积函数，显然是一个连续的单调递增函数。

我们假设无人机在飞行时收集来自 GN 的数据，但它每次只收集一个 GN 的数据，因为它们共享相同的通信信道。由于传输范围重叠但对齐，很明显无人机从 GN 收集数据是按照它们的位置顺序，例如，遵循它们的索引顺序。因此，无人机从 GN  $i$  采集数据到开始从 GN  $i + 1$  采集数据，必须有一个切换时间。让  $t_i$  表示这样的切换时间。 $n$  个 gn 之间总共有  $n - 1$  个切换时间。然后， $t_{i-1}$  是否命名为收款开始时间和  $t_i$  命名为 GN  $i$  的收集结束时间， $i = 1, \dots, n$ 。因为收集必须在其传输范围内( $s_i, f_i$ )，则必须有以下范围约束：

$$s_i \leq d(t_{i-1}) < d(t_i) \leq f_i, \quad \forall i. \tag{2}$$

因为  $\tau_i$  是否需要最短的传输时间  
无人机完成 GN  $i$  的数据采集，因此，我们有如下完成约束：

$$t_i - t_{i-1} \geq \tau_i, \quad \forall i.$$

设  $p(v)$ 为给定无人机飞行速度  $v$  下的飞行功率。无人机的能耗  $E$  可由下式计算。

$$E = \int_{t_0}^{t_n} p(v(t)) \, dt.$$

有了上面描述的模型，我们就可以定义问题了。

**定义 1 (USS-GTS 问题)**给定一组 GN 和上述模型，无人机航速调度和 GN 传输切换(USS-GTS)问题是求无人机航速调度函数  $v(t)$  和传输切换次数  $t_i$ ， $i = 0, 1, \dots, n$ ，使式(4)的能耗最小，同时满足范围约束式(2)和完成约束式(3)。

如果所有信息在预定时间之前已知，则称为脱机问题；除非无人机飞到控制信息交付范围内，否则 GN 信息不可用，称为在线问题。将离线问题最优解中的速度调度函数称为最优速度调度函数，记为  $v_{opt}(t)$ 。

四、房间交叉问题及一些最优性质

在本节中，我们首先重新定义 USS-GTS 问题，将其映射到跨房间问题，然后为其提供一些有趣的优化属性。

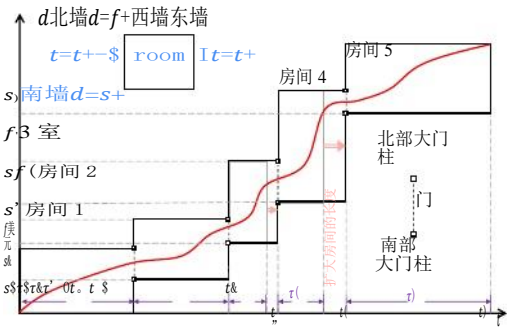


图 4 所示。距离累积轨迹  $d(t)$ 穿过房间。对于 GN  $i$ ，我们画一个矩形(虚)室  $i$ :北壁  $d = f_i$ ，南壁  $d = s_i$ ，西壁  $t = t_{i-1}$ ，东壁  $t = t_i$ ，当  $t_i - t_{i-1} \geq \tau_i$ 。可行轨迹  $d(t)$ 必须穿过所有这些房间，穿过门。穿越房间问题本质上是两个问题:(1)如何建造房间，特别是如何确定每个房间的长度;(2)如何设计穿越所有房间并通过门的轨迹，使无人机能量最小化。

答:Crossing-the-Rooms 问题

我们首先介绍时间距离图。在时间-距离图上，任意点( $t, d$ )表示到达位置  
原来，在  $t = 0$  时，无人机在  $d = 0$ 。(3)因此，距离累积函数  $d(t)$ 可以为

在这个图上用曲线表示，命名为 ac-距离累积轨迹，从原点(0,0)开始。速度调度函数  $v(t)$ 本质上是距离累积轨迹的斜率。因此，寻找最优无人机航速调度等价于寻优时间距离图上的距离累积轨迹。(4)  
如图 4 所示，这种轨迹在图上不是自由运动的，它有约束。这些约束来自于

速度调度函数  $v(t)$ 的范围约束和完成度约束。更具体地说，距离约束是指任何 GN  $i$  在  $d = s$  之间的有限传输距离上都有空间约束  $i$   $d = f_i$ ;完成约束表示所需传输时间的时间约束，在  $t = t$  之间  $i-1$   $t = t_i$ ,其中  $t_i - t_{i-1} \geq \tau_i$ 。因此，对于 GN  $i$ ，我们画一个矩形房间  $i$ :  $d = f$  处的北墙  $i$ ， $d = s$  处的南壁  $i$ ， $t = t$  时的西墙  $i-1$ ， $t = t_i$  时的东墙。由于  $t_{i-1}$  和  $t_i$  为 GN  $i$  的采集开始时间和结束时间，在这段时间内无人机必须在传输范围( $s$ )内飞行 ( $f_i$ )，因此距离累积轨迹必须在该矩形区域内。因此，我们为了一组 gn 构建了一系列虚拟房间，房间  $i$  的宽度为( $y$  轴)( $f_i - s_{i-1}$ )和长度( $x$  轴)( $t_i - t_{i-1}$ )。在两个相邻的房间之间，房间  $i$  和  $P_{i+1}$ ，有一个门  $i$  连接他们。门在  $it = j=1 \dots j$  处，尺寸为( $s_{i+1} - f_i$ )，如图 4 所示。可行的距离累积轨迹必须穿过所有房间并穿过门。

穿过房间的问题本质上是问：  
(1)如何建造房间，特别是如何确定每个房间的长度，以及



(2)如何设计穿越所有房间和通过门的轨迹，使无人机能量最小化。请注意，这条轨迹的形状直接决定了能量消耗，因为一个凸函数联系着飞行速度和功耗。

解决跨房间问题等同于解决 USS-GTS 问题。这是因为第一个问题相当于问 GN 传输切换时间;而第二个问题相当于问无人机速度调度功能。我们将引入跨房间前查看算法，以优化解决跨房间问题，该算法的灵感来自[20]中的数据流模型。该解决方案被唯一地映射到原始 USS-GTS 问题的解决方案。

B. 一些最优性质

直接由上面的讨论得出一个引理。

引理 1。房间内必须有可行的距离累积轨迹。

我们想在所有可行的轨迹中找到能量消耗最小的轨迹。

引理 2。对于任何给定的两个时间间隔，UAV 消耗最小能量当且仅当一个共同的飞行速度用于两个时间间隔(如果允许)。

证明。见附件一

我们有以下关于轨迹的理论是引理 2 的直接结果。

定理 1。最优轨迹是两点之间的直线，只要这是可行的。

两点之间的任何非直线轨迹都可以被拉直，使其具有相同的斜率，即，速度快，节省能源。这种方法叫做矫直。

从图 2 可以很容易地看出，存在一个速度时，功耗是最低的。将该速度记为  $v^*$ 。注意，以  $v$  的速度飞行只意味着无人机消耗的能量最小。飞行的能量消耗不一定是最小的，因为速度  $v^*$ 可能会很慢，并导致一定距离的持续时间很长。因此，下一个引理引入了使能量消耗最小化的速度  $v$ 。

引理 3。对于任意给定的飞行距离，当且仅当飞行速度  $v = v^*$  时，无人机消耗的能量最小\* 是常数，只要  $p(v)$  给定且固定。证明。请参阅附录 B。

我们有以下关于轨迹的定理。

定理 2。最优轨迹的任何一点的斜率都不大于\*。

证明。请参阅附录 C。

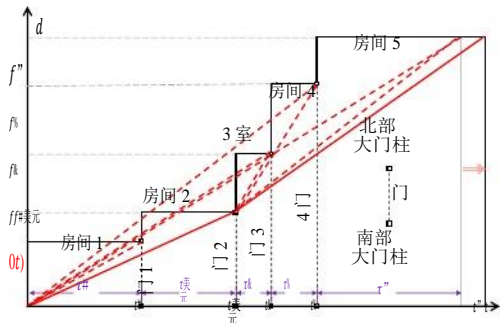


图 5 所示。常见的起始位置情况。我们首先构造  $n$  个房间，以最小的时间作为它们的长度，即，空间  $i$  的长度  $\tau_i$ 。然后，我们站在起点，向东看。如果能看到北面的多个门框，我们就选择最远的那个，穿过房间走过去。站在新的位置，我们反复向东看，选择最远的门框作为下一站，直到我们到达目的地。在某些房间里，轨迹斜率大于  $v^*$  时，我们通过扩大房间的长度来重建这些房间，使斜率等于  $v^*$  时。

五、常见的起止体位情况

如何建造所有这些房间以及如何设计穿过这些房间的最优轨迹，仍然是非常具有挑战性的问题。为了获得一些有用的见解，本节研究两个特殊情况，即，公共起始位置情况和公共结束位置情况。

A. 常见的起动位置情况

在这种情况下，每个 GN 具有相同的传输距离起始位置  $s_1 = s_2 = \dots = s_n = 0$ 。但是它们的结束位置是不同的:  $0 < f_1 < f_2 < \dots < f_n$ 。这种特殊情况称为 USS-GTS 问题，具有共同的起始位置。在我们介绍生成最优轨迹的“穿越虚拟房间前看”算法之前，我们想介绍最优轨迹的一些性质。

引理 4。最优轨迹只通过增加斜率来改变其方向。

证明。请参阅附录 D

引理 5。最佳轨迹只在北面门框处改变方向。

证明。请参阅附录 E

因此，如果已知轨迹变化处的所有最优门框，就可以很容易地确定最优轨迹。但是如何确定这些门框呢?我们分三个阶段介绍交叉前寻找技术。

在第一阶段，将每个房间  $i$  的长度设为  $\tau_i$ ，最小值。显然，这些房间的南墙位于相同的位置  $d = 0$ ，而北墙则不同， $d = f_i$ 。南墙和南门框不用考虑。 $p$  室  $i$  的最东壁(即室  $i+1$  的西壁)在  $t = j=1 \dots \tau_j$  时，如图 5 所示。

在第二阶段，即，主要步骤，核心思想是相当简单的。站在当前位置(最初在

原点), 向东看。北面的多个门框可以看到。我们选择视野中最远的北门框, 穿过房间走到那里。站在新的位置, 我们反复向东看, 选择最远的门框作为下一站。假设最后一个房间的东北角是一个虚拟的北门框, 这个过程将停止, 直到没有房间可以通过。

在第三阶段, 如果斜率大于\*, 我们就修改和重建一些房间。房间的长度被扩大, 使得斜率等于  $v^*$ 。

我们在算法 USS-GTS-COSTART 中给出了该方法的形式化步骤。

```

算法 1:USS-GTS-COSTART
1   $K = 0$   $t_0 f = 0, a_0 = 0$ ;
2  从  $I = 1$  到  $n$  做  $t_i = t_{i-1} + \tau_i$ ;
3  当  $k < n$  时
4       $k_v^n = \text{参数最小}(f_i - f_k) / (t_i - t_k)$ ;
5           $\leq n$ 
6           $v_{vn} = (f_{kn} - f_k) / (t_{kn} - t_k)$ ;
7          如果  $v_v^n > v^*$  然后休息;
8          连接( $t_k, f_k$ )和( $t_{k_v^n}, v_v^n$ );
9           $k = k_v^n$ ;
10 结束
11 如果  $k < n$ ,
12 那么
13      $t_n = (f_n - f_k) / v^* + t_k$ ;
14     连接( $t_k, f_k$ )和( $t_n, f_n$ );
```

这三个阶段分别在 2 号线、3-9 号线和 10- 13 号线。可以看出第二阶段, 即。while 循环是主要阶段。在每次 while 迭代中, 通过找到下一个停止点来计算轨迹的一部分。 $k_v^n$  在直线 4 是这样的点和  $v_v^n$  直线 5 是轨迹斜率。在找到第一个变化点之后, 可以使用相同的方法计算下一个停止点, 但是从新的位置。注意, 如果计算的速度大于  $v^*$ , 如第 6 行所示, 那么第三阶段就开始了。

**定理 3.** USS-GTS- costart 算法针对离线 USS-GTS 问题, 在  $O(n^2)$ 步内给出了通用传输距离起始位置的最优距离累积轨迹。

*证明。* 请参阅附录 F。 二

**B. 常见的结束位置情况**

本节研究了另一种特殊情况, 得到了关于最优轨迹的更多性质。在相同结束位置的情况下, 每个 GN 具有相同的传输距离结束位置  $f_1 = f_2 = \dots = f_n = d$ , 这就是所谓的 us - gts 问题, 具有共同的结束位置。

与之前的特殊情况类似, 我们对最优轨迹有以下性质。校样与前几版相似, 篇幅有限, 仅供读者阅览。建议对这种情况画一个类似图 5 的图, 以帮助理解以下两个引理。

**引理 6.** 最优轨迹只通过减小斜率来改变方向。

**引理 7.** 最佳轨迹只在南边的门框处改变方向。

采用先看后过的方法, 分三个阶段求出了最优距离累积轨迹。我们首先建造最小长度的房间。然后, 我们向东看, 找到下一站, 选择最南边的门框。然后我们穿过房间走到那里, 反复地看和穿过。假设最后一个房间的东北角是一个虚拟的南门框, 这个过程会一直停止, 直到没有房间可以通过。有可能在某些房间, 轨迹的斜率大于  $v^*$  在这个过程中。假设这发生在前  $k$  个房间, 然后我们扩大这些房间的长度使轨迹的斜率等于  $v^*$ 。

由于篇幅的限制, 省略了形式化算法及其证明。它们与之前的算法和定理 3 相似。

**六、一般情况下的交叉前查找算法**

在一般情况下, 对范围的起始位置和结束位置没有限制。因此, 最优轨迹通过增加和减少斜率来改变其方向。下面的引理说明了它如何变化。

**引理 8.** 最优轨迹只在门框处改变方向: 在北门框处增加坡度, 或在南门框处减少坡度。

这个引理是引理 4、5、6 和 7 的组合, 因此证明是相似的, 留给读者。

交叉前寻找算法分三个阶段生成最优轨迹。在第一阶段, 建造房间, 即。每个房间  $i$  的长度为  $\tau_i$ , 如图 4 所示。注意, 每个房间可能有不同的南墙和北墙。在第二阶段, 我们找到一个步行轨迹, 穿过所有的房间, 从原点开始, 到东北角结束。在第三阶段, 部分房间通过扩大长度进行改造。请注意, 当一个房间的长度扩大时, 所有在东边的房间都相应移动。第一阶段和第三阶段已在前一节详细讨论。

第二阶段的高级概念, 即。交叉前寻找算法的主要部分, 如下所示。很明显, 如果站在原点, 我们可以直接(通过门)看到东北角, 那么这条直线就是最佳轨迹。然而, 如果视野被墙挡住了, 我们就需要另寻出路。很明显, 看风景的角度是门后门窄。穿过第一扇门后, 看角的北界以北门框为界, 南界以南门框为界。通过更多的门后, 视野角度进一步缩小, 直到完全被挡住。假设, 站在原点, 我们可以看到  $i$  房间, 看到它的一部分墙。门我可能在北边/南边看到的墙, 然后我们沿着北边/南边走

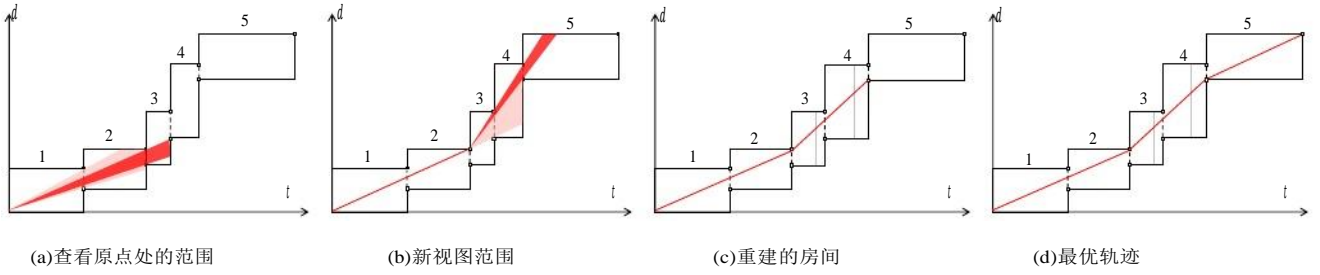


图 6 所示。穿过房间前要看清楚。(a)站在原点，通过 1 号门的视角为粉色，通过 2 号门的视角为红色。不能通过 3 号门查看，它超出了当前(红色)视角的北部边界。于是，我们沿着北边的边界，走到最远的门框。(b)站在新的位置，两个新的视角分别为粉色和红色。由于东北角超出了当前视角的南界，我们沿着南界走到最远的门框。在(c)中，可以看到房间 3 和房间 4 的持续轨迹斜率大于 $\star$ ，因此我们扩大房间 3 和房间 4 的长度，使其斜率减小到 $\star$ 。在(d)中，所有房间长度和轨迹都已确定。

## 算法 2:USS-GTS-GENERAL

```

1k = 0 d = 0 t0 = 0;
2sn+1 = fn // dummy 用于循环
当 k < n 时
4   vnv = ∞, vsv = 0;
   for j = k+1 to n do
6       tj = tj-1 + τj, vnd = (fj - d)/(tj - tk),
       vsd = (sj+1 - d)/(tj - tk);
7       if vsd > vnv then
8           vm = vnv, km = knv, dm = fknv;
9           break;
10  else if vnd < vsv 然后
11      vm = vsv, km = ksv, dm = sksv+1;
12      break;
13  日结
14      if vnv > vnd then vnv = vnd, knv = j;
15      if vsv < vsd then vsv = vsd, ksv = j;
16  日结
17  if vnv == vsv then vm = vnv, km = n, dm = fn;
18  if vm > v* then
19      x = d;
20      for i = k+1 to km do
21          ti = max{(si - x)/v*, τi} + ti-1;
22          x = x + (ti - ti-1)v*;
23      end
24  日结
25  Connect (tk, fk) and (tkm, dm);
26  d = dm, k = km;
27 日结

```

视野角度的边界，到达并停留在最远的门框处。站在新的位置，交叉前看策略以同样的方式重复。最终，没有地方可以通过。

我们在算法 USS-GTS-GENERAL 中给出了该方法的形式化步骤。

**定理 4.** 算法 USS-GTS-general 在  $O(n^2)$  步内生成了离线 USS-GTS 问题的最优距离累积轨迹。

*证明。* 请参阅附录 G。

二

所提出的交叉前查找算法示例如图 6 所示。

## 7 在线启发式和模拟

答: 在线启发式

在上一节中，提出了一种离线算法来计算最优 UAV 速度调度和 GN 传输切换的 USS-GTS 问题。但它是基于所有的 GN 信息，包括数据传输范围的起始位置、结束位置和所需的传输时间。在实际中，UAV 不总是可能事先知道所有 GN 信息。

在本节中，除了数据传输范围，我们还定义了控制通信范围[21]，它通常要大得多，但传输速率较慢。在我们的在线算法中，我们假设无人机只有在进入其控制通信范围后才能获得其信息。

对提议的在线速度调度策略的概述如下[22]。gn 不断广播自己的信息，如要传输的数据量、数据传输速率、位置信息、传输的起始位置和结束位置等。每当 UAV 进入一个新的 GN 的控制通信范围，这些信息被记录。通过这种方式，UAV 保存一个活跃的 GN 列表，并删除一个 GN，如果它的所有数据已收集。一旦这个列表被更新，它就会调用脱机算法来计算速度计划。

### B. 模拟设置和结果

在本小节中，我们分别实现了提出的离线和在线算法。由于目前还没有针对同一 USS-GTS 问题的其他算法和实际的无人机飞行能量模型，我们将在线算法与最优离线算法进行了比较。

在仿真中，功率-速度函数  $p(v)$  设为

$p(v) = 0.07v^3 + 0.0391v^2 - 13.196v + 390.95$ , which is 从我们的真实世界测量数据。可以很容易地计算出  $v^* = 7.74\text{m/s}$  和  $v^{**} = 13.99\text{m/s}$ 。我们考虑一条总长 10km 的直线。假设在该路径上随机部署  $n$  个 gn。对于这些 gn，设定控制数据传输距离大小为 50m，平均数据传输距离大小为  $b$ ，数据传输所需的平均时间为  $\tau$ 。参数  $n$ ,

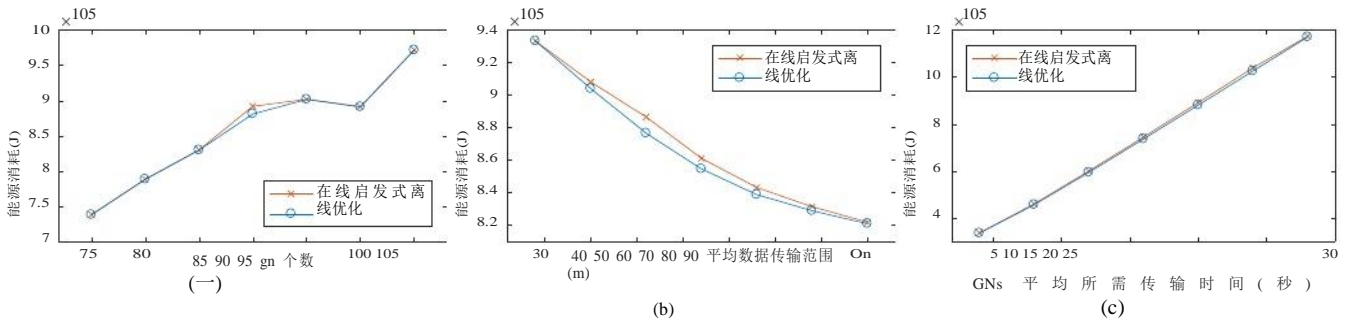


图 7 所示。无人机能耗性能比较。默认设置为:gn 个数  $n = 90$ ，平均传输距离大小  $b = 50$  米，平均所需传输时间  $\tau = 20$  秒。在子图中，三个参数一次更改一个。

每次改变一个  $B$  和  $\tau$ ，以评估它们对算法性能的影响。对于我们模拟中的每个参数设置，我们随机生成 100 个 gn 实例，并使用平均结果进行比较。

仿真结果如图 7 所示。从图 7(a)可以看出，部署的 gn 越多，无人机的能耗也就越大。这并不难解释:更多的 gn 意味着所需的收集数据的总时间更长，因此无人机完成这项任务的时间更长。从图 7(b)可以看出，随着平均数据传输距离大小的增加，无人机能耗下降。这是因为:数据范围越大，gn 之间重叠越多，传输调度越灵活，速度越“平等”。由图 7(c)可以看出，GNs 所需传输时间越大，其能耗越高。此外，能耗随传输时间的 GN 线性增加。这是显而易见的:传输时间越长，飞行消耗的能量就越多。在所有三个子图中，在线启发式产生的结果接近离线最优，通常在最优最小结果的 102% 以内。

综上所述，在线算法的性能接近最优，因为我们的在线算法是基于离线最优性质设计的。

8 结论

研究了沿直线部署的无人机导航网络的数据采集问题。与现有的工作不同，我们专注于飞行速度调度，即。*控制无人机的速度，节省能源*。基于我们的真实飞行测试，我们揭示了一个与速度相关的能量模型，不同于现有文献中大多数关于无线通信的工作，通常假设与距离相关或与持续时间相关的能量模型。我们提出了一种新颖的在时间距离图上寻找交叉算法，以最优地解决离线问题，即在调度之前，GNs 上的所有信息都是可用的。对于在线问题，我们提出了一种基于离线算法的启发式算法。仿真结果表明，在线启发式算法与离线最优最小值的误差在 102% 以内。对实际飞行能量模型和速度调度的研究为无人机辅助无线通信提供了一个新的方向。

鸣谢

国家重点研发计划项目 2017YFB1003000，国家自然科学基金项目 61702097、61632008、61602112、61872079、61702096，国家航空科学基金项目 2017ZC69011，深圳市科技创新委员会项目 JCYJ20170818095109386，江苏省网络与信息安全重点实验室项目 BM2003201，93K-9 教育部计算机网络与信息集成重点实验室、新型软件技术与产业化协同创新中心。

附录

1. 引理的证明

假设有两个持续时间长度为  $\tau$  的时间间隔  $x$  和  $\tau_y$ 。在每个持续时间内，无人机的飞行速度为常数，为  $v_x$  和  $v_y$ ，分别。我们需要用平均  $v$  速度  $v = x$  来证明  $\frac{\tau_x v_x + \tau_y v_y}{\tau_x + \tau_y}$  在两个时间间隔中都比使用任意两个不同的速度  $v$  更有效  $x \leq v \leq y$ 。

$$\begin{aligned} p\left(\frac{v_x \tau_x + v_y \tau_y}{\tau_x + \tau_y}\right) &= p\left(\frac{\tau_x}{\tau_x + \tau_y} v_x + \frac{\tau_y}{\tau_x + \tau_y} v_y\right) \\ &\stackrel{(a)}{<} \frac{\tau_x}{\tau_x + \tau_y} p(v_x) + \frac{\tau_y}{\tau_x + \tau_y} p(v_y). \end{aligned} \tag{5}$$

不等式(a)是因为函数  $p(v)$  的凸性以及  $v_x \leq v \leq v_y$ 。因此,我们有

$$(\tau_x + \tau_y) p\left(\frac{v_x \tau_x + v_y \tau_y}{\tau_x + \tau_y}\right) < \tau_x p(v_x) + \tau_y p(v_y),$$

这清楚地表明，使用共同的速度可以减少能源消耗。

引理的证明

假设给定的飞行位置间隔为  $(d_x, d_y)$ ，则飞行距离为  $L = d_y - d_x$ 。设为走过这段距离所花费的时间。根据引定理 2，只有在匀速飞行时，无人机消耗的能量最小， $v = L/t$ 。因此，总能耗  $E_0 = tp(v) = p(v)vL$ 。

定义函数  $h(v) = p(v)$ ， $soh_0(v) = v(1(p_0(v) - p(v)))$ 。

因为  $p(v)$  在  $v$  处有最小值  $v^*$ ，当  $v \in (0, v^*)$ ， $p(v)$  减少， $p'(v) < 0$ ，则  $h'(v) < 0$ 。当  $v \in (v^*, +\infty)$   $p(v)$  增加，所以  $p'(v) > 0$  但是  $h$  的符号  $h'(v)$  依赖于函数  $p(v)$  更具体地说， $h$  的符号  $h'(v)$  取决于哪个是



对于任何给定的  $p_0(v)$ ，可以用切线上的  $v$  斜率  $v\#$  来表示  $(v, p(v))$ ，而  $p(v)$  可以用连接  $(v, p(v))$  到  $(0,0)$  的直线的斜率来表示。有两种可能的情况：两个斜率在某一点相等或它们永远不相等。因此， $h_0(v) = -p(v)$  当  $v < 0$  时必须  $v_m$ ，有和  $h_0(v)$  解， $> 0$  让如果  $v$  是  $> v_m$ ， $v_{\max}$ 。  $H(v)$  在  $v = \min\{v \text{ 时最小 } v_m, v_{\max}\}$ ， $v_{\max}$  是最大飞行速度。如果它们不相等， $h_0(v) < 0$  对于  $\forall v \in (0, v_{\max}]$ ， $h(v)$  单调度在  $v = v_{\max}$  时以最小值减小。

由此可见，当  $v = v$  时，无人机消耗的能量最小\*第五,\* 等于  $v_m$  或  $v_{\max}$ ，取决于  $p(v)$

C. 引理的证明

我们只提供证据的梗概。直观上，当无人机航速超过  $v$  时\*，我们把它改成  $v^*$  相反，这更节能。这样，无人机的飞行速度会变慢，收集 GN 数据的时间也会增加，所以仍然可以满足每个 GN 的上传时长要求。

D. 引理的证明

相反，假设最优轨迹在  $(t, d)$  点的斜率由  $v$  减小，从而改变其方向  $v_1$  到  $v_2$ 。假设  $(t_1, d_1)$  和  $(t, d)$  斜率为  $v_1$ ，而  $(t, d)$  和  $(t_2, d_2)$  的斜率为  $v_2$ 。由于  $v_1 > v_2$ ， $t$  之间的轨迹  $(d_1)$  和  $(t_2, d_2)$  可以拉直成斜率为  $v$  的直线，根据定理 1 可以节省更多的能量。我们接下来展示的这两条直线拉直是可行的。由于所有房间的南墙都在  $d = 0$  处，这样的矫直一般都是将轨迹向南移动，不会穿过南墙。也就是说，修改后的无人机在  $(d_1, -d)$  和更少的时间在  $(d, d_2)$  给出  $v_1 > v_2$ 。因为所有 gn 的起始位置都是  $d = 0$ ，所以这种修改总是可行的。这是一个矛盾，因为最优轨迹被修改为更节能。

E. 引理 5 的证明

我们用反证法证明。考虑最优轨迹的一部分，在点  $(t_1, d_1)$  和  $(t_2, d_2)$ 。假设只有一个改变点  $(t, d)$ ，并且它不是北门框。然后我们试着把这两条线拉直。根据是否连接  $(t)$  有两种情况  $(d_1)$  和  $(t_2, d_2)$  是可行的。在可行的情况下，矫直会产生矛盾，因为矫直节省能源。在不可行的情况下，那么在  $(t)$  三角形内必须至少有一个北门框  $(d_1)$ ， $(t_2, d_2)$  和  $(t, d)$ 。因此，我们选择其中一个作为新的斜率变化点  $(t^0, d^0)$ 。让  $\tau_1, \tau_2, \tau_{10}, \tau_{20} \geq 0$  为新旧变化前后所花费的时间，  
i.e.,  $\tau_1 = t - t_1, \tau_2 = t_2 - t, \tau'_1 = t' - t_1, \tau'_2 = t_2 - t'$ . Let  $v_1, v_2, v'_1, v'_2$  be the old and new speeds before and after changing, i.e.,  $v_1 = (d - d_1)/\tau_1, v_2 = (d_2 - d)/\tau_2, v'_1 = (d' - d_1)/\tau'_1, v'_2 = (d_2 - d')/\tau'_2$ . Then, we must have  $v_1 < v'_1$  and  $v_2 > v'_2$ . Since 经过的距离和持续时间不变，我们有下面的方程。

$$v_1 \tau_1 + v_2 \tau_2 = v'_1 \tau'_1 + v'_2 \tau'_2, \\ \tau_1 + \tau_2 = \tau'_1 + \tau'_2.$$

用除法把两个方程合并起来

$$\frac{\tau_1}{\tau_1 + \tau_2} v_1 + \frac{\tau_2}{\tau_1 + \tau_2} v_2 = \frac{\tau'_1}{\tau'_1 + \tau'_2} v'_1 + \frac{\tau'_2}{\tau'_1 + \tau'_2} v'_2.$$

通过  $p(v)$  函数和  $v$  的凸性  $v_1 < v_2$ ，我们有

$$\frac{\tau_1}{\tau_1 + \tau_2} p(v_1) + \frac{\tau_2}{\tau_1 + \tau_2} p(v_2) > \frac{\tau'_1}{\tau'_1 + \tau'_2} p(v'_1) + \frac{\tau'_2}{\tau'_1 + \tau'_2} p(v'_2).$$

所以，

$$\tau_1 p(v_1) + \tau_2 p(v_2) > \tau'_1 p(v'_1) + \tau'_2 p(v'_2).$$

从而进一步提高了最优能耗，这是一个矛盾。

F. Proof of Theorem 3

由于算法会一个一个重复地找到所有的轨迹片段，我们通过显示其第一个片段是最优的来证明所产生的轨迹是最优的。第一个轨迹在 7 号线或 12 号线。我们会证明它们都是最优的。

视野内最远的北门框  $k_v^n$  在第 4 行计算，而它对应的速度是给定的  $v_v^n$  在第 5 行。(1)我们现在证明，对于  $v_v^n \leq v^*$  连接  $(t_k, f_k)$  和  $(t_{k_{\max}}, f_{k_{\max}})$  为第一个最优轨迹段，第一次迭代  $k = 0$ 。否则，假设第一块在另一点  $(t, d)$  结束。根据引理 5，点  $(t, d)$  一定是北门框。

Let  $(\tilde{t}, \tilde{d}) = (t_{k^{opt}}, f_{k^{opt}})$ , for some  $k^{opt} \neq k_v^n$ . It is impossible  $k^{opt} > k_v^n$ , 因为北门框超越  $k_v^n$  不在视线范围内，这样的轨迹片将会走出房间，这是不可行的。 $k$  是不可能的  $k^{opt} < k_v^n$  因为  $v_v^n$  如果第一个轨迹结束于  $k$  之前的任何一个门框，那么第 4 和第 5 行是最小的吗  $v_v^n$ ，则一定存在一个斜率较小的轨迹段，这与引理 4 相矛盾。因此，第一种情况得到了证明。(2) In case  $v_v^n > v^*$  连接  $(t_k, f_k)$  和  $(t_n, f_n)$  为第一个最优轨迹段，第一次迭代  $k = 0$ 。因为  $t_n = (f_n - f_k) / v^* + t_k$  在第 11 行，轨迹部分的斜率是  $v^*$ 。另外，这个轨迹是可行的，因为， $v_v^n$  是最小斜率， $v$  是最小斜率\*是更小的。由引理 3，用  $v^*$  是最优的。

该算法的主导操作是 while 循环。在循环中， $k$  的计算  $v$  第 4 行占主导地位，它需要  $n$  步来计算和找到最小值。while 循环最多重复  $n$  次，因为在每次迭代中，变量  $k$  至少增加 1，当  $k \geq n$  时循环终止，因此该算法的时间复杂度为  $O(n^2)$ 。

G. 定理的证明

就像定理 3 的证明一样，我们证明所产生的轨迹是最优的，通过显示它的第一部分是最优的。第一个轨迹段结束于(1)北门框(8 号线)，(2)南门框(11 号线)，(3)直接结束于目的地(17 号线)。

情形(3)显然是最优的。我们证明(1)也是最优的，情形(2)是对称的，留给读者。在情形(1)中，由于目的地不在直接视野中，那么，根据引理 8，我们知道第一块在门框点结束。据了解，在 8 号线，观景角的北界以  $k$  门的北门框为界  $k_v^n$ 。同时，南界以  $k$  门的南侧门框为界  $k_v^s$ 。隔壁  $j$  的南门框在观景角之外，在它的北侧。算法选择了  $k$  号门的北门框  $k_v^n$  作为第一段轨迹的终点。相反地，假设另一个门框是第一块的最优终点。然后，这样的门框不能超过  $j$ ，因为那将是不可行的(轨迹不在房间内)。这样的门框一定不是北门框前  $k$  或后  $k_n^s$ ，因为否则轨迹可以改善。类似的，这样的门框一定不是南朝的门框前  $k$  或后  $k_s^s$ 。综上所述，唯一的可能是  $k$  门南侧的门框  $k_v^s$ 。我们展示了最终的轨迹也可以改进。要穿过  $j$  门，这样的轨迹必须向北，穿过视角的北部边界。设交点为  $(t, d)$ ，根据定理 1，点  $(t, d)$  之间的轨迹  $(k, d_k)$  和  $(t, d)$  可以通过矫直改善。这是一个矛盾。

while 循环最多重复一次  $n$  次，因为每次迭代  $k$  至少增加 1，并且在  $k \geq n$  后循环终止。在 while 体中，for 循环不超过  $n$  次。因此，该算法的时间复杂度为  $O(n^2)$ 。

## 参考文献

- [1] X. Xu, L. Duan 和 M. Li, “部署无人机提供的无线服务的战略学习方法”, arXiv 预印 arXiv:1907.00301, 2019。
- 王旭, 段磊, “无人机提供移动服务的动态定价与容量分配”, 国际信息通信学会 2019-IEEE 计算机通信会议。IEEE, 2019, pp. 1855-1863。
- ACM, 2018, pp. 35-49。
- [4] Y. Ma, N. Selby, and F. Adib, “无电池网络的无人机中继”, ACM 数据通信特别兴趣小组会议论文集。ACM, 2017, pp. 335-347。
- 郑宁, 吕飞, 权伟, 周辰, 何慧, 石伟, 沈旭, “基于学习的空间/空中辅助计算卸载在物联网应用中的应用”, 《电子与信息学报》, vol. 37, no. 7。5, pp. 1117-1129, 2019。
- 龚德华, 唐德华; Chang, C. Shen 和 X. Chen, “无人机在无线传感器网络上收集数据的飞行时间最小化”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 36, no. 6。9 日, 页。1942 - 1954 年, 2018。
- [7] S. Piao, Z. Ba, L. Su, D. Koutsonikolas, S. Li, and K. Ren, “无人机的 CSI 自动化测量:从问题公式到能源-最优解决方案”, IEEE INFOCOM 2019。IEEE, 2019, pp. 2404 - 2412。
- 刘春华, 陈振中, 唐建军, 徐建军, 张锐, “一种基于深度强化学习的高效节能无人机控制方法”, 《电子与信息学报》, vol. 36, no. 7。9, pp. 2059-2070, 2018。
- [9] M. Mozaffari, W. Saad, M. Bennis 和 M. Debbah, “用于高效物联网通信的移动无人机”, 《IEEE 无线通信汇刊》, 第 16 卷, 第 6 期。11, pp. 7574-7589, 2017。
- [10] C. Zhan, Lai H., “基于旋翼无人机的物联网系统能量最小化”, IEEE 无线通信快报, 2019。
- 曾勇, 徐建军, 张锐, “一种旋翼无人机无线通信的能量最小化方法”, 《电子与信息学报》, vol. 18, no. 1。4, pp. 2329-2345, 2019。
- 熊荣、单飞, “无人机坦克:能源约束下的无人机飞行与传感器数据传输”, 《传感器》, 第 18 卷, 第 1 期。9, 第 2913 页, 2018。
- 周振宇, 张晨, 徐晨, 熊飞, 张玉英, “智能电网中电力线路检测的高效节能无人机工业互联网”, 《工业信息学报》, 第 14 卷, 第 1 期。6, pp. 2705-2714, 2018。
- [14] A. Mazayev, N. Correia, 和 G. Schütz, “使用无人机的无线传感器网络的数据收集”, 《国际无线信息网络杂志》, 第 23 卷, 第 3 期。4, pp. 297-309, 2016。
- [15] A. Rahmati, X. He, I. Guvenc, and H. Dai, “认知无线电网络中航空基地站的动态移动性-感知干扰规避”, IEEE INFOCOM 2019。IEEE, 2019, pp. 595-603。
- [16] “Lora 收发器- semtech” [www.semtech.com/products/wireless-rf/ Lora -收发器](http://www.semtech.com/products/wireless-rf/Lora-收发器), 访问 2019 年 7 月 30 日。
- [17] “Esp8266ex 概述 - 浓缩咖啡系统”, [www.espressif.com/en/products/hardware/esp8266ex/overview](http://www.espressif.com/en/products/hardware/esp8266ex/overview), 于 2019 年 7 月 30 日访问。
- [18] J. Modares, F. Ghanei, N. Mastrorade 和 K. Dantu, “联合规划:多无人机节能覆盖路径规划”, 2017 年 IEEE 机器人与自动化国际会议(ICRA)。IEEE, 2017, pp. 6182-6189。
- [19] K. Karydis 和 V. Kumar, “小尺度机器人飞行中的能量学”, 界面焦点, 第 7 卷, 第 1 期。1, p. 20160088, 2017。
- [20] M. A. Zafer 和 E. Modiano, “在服务质量约束下的节能数据传输的微积分方法”, IEEE/ACM 网络学报(TON), 第 17 卷, 第 7 期。3, pp. 898-911, 2009。
- 张锐, 曾勇, 张锐, “无人机无线传感器网络的节能数据采集”, 《电子与信息学报》, vol. 7, no. 7。3, pp. 328-331, 2017。
- [22] X. Ren, W. Liang, and W. Xu, “基于时点调度的可再生传感器网络数据收集最大化”, 《IEEE 计算机学报》, 第 64 卷, 第 6 期。7, 页 1870-1883, 2014。