

Труды МАИ. 2025. № 142  
Trudy MAI. 2025. No. 142. (In Russ.)

Научная статья  
УДК 004.021:623.746.4 – 519 + 623.61  
URL: <https://trudymai.ru/published.php?ID=185119>  
EDN: <https://www.elibrary.ru/UHFUDK>

## **АЛГОРИТМ МАРШРУТИЗАЦИИ ОБМЕНА ИНФОРМАЦИЕЙ В РАСПРЕДЕЛЕННОЙ СИСТЕМЕ «ГРУППА БЕСПИЛОТНЫХ ЛЕТАТЕЛЬНЫХ АППАРАТОВ И ПУНКТ УПРАВЛЕНИЯ» В УСЛОВИЯХ НАРУШЕНИЯ СВЯЗИ**

**Иван Александрович Хорсик<sup>1</sup>, Роман Родионович Шатовкин<sup>2</sup>**✉

<sup>1,2</sup>МИРЭА – Российский технологический университет»,

Москва, Россия

<sup>1</sup>[horsik.ivan@mail.ru](mailto:horsik.ivan@mail.ru)

<sup>2</sup>[shatovkin@mirea.ru](mailto:shatovkin@mirea.ru)✉

***Аннотация.*** Обоснована актуальность задачи разработки алгоритма маршрутизации обмена информацией в группе беспилотных летательных аппаратов и с пунктом управления при проведении поисково-спасательной операции в условиях горной местности. Формализована постановка и рассмотрены существующие подходы к решению обозначенной задачи. На основе результатов анализа существующих подходов к решению задачи маршрутизации обмена информацией в распределенных вычислительных системах сделан вывод, что для реализации устойчивого обмена информацией в распределенной системе «группа беспилотных летательных аппаратов и пункт управления» в условиях нарушения связи целесообразно использовать гибридный подход: для начального построения таблиц маршрутизации

применять алгоритм Флойда-Уоршелла; при динамических изменениях топологии для локальной корректировки применять алгоритм Nchange. С учетом сформулированного вывода разработан алгоритм маршрутизации обмена информацией в группе беспилотных летательных аппаратов и с пунктом управления, обеспечивающий устойчивый обмен в условиях нарушения связи с отдельными беспилотными летательными аппаратами группы вследствие их попадания в зоны отсутствия связи с частью других беспилотных летательных аппаратов в группе (или пунктом управления) и не требующий применения дополнительных беспилотных летательных аппаратов-ретрансляторов. Рассмотрен пример, демонстрирующий работоспособность предлагаемого алгоритма. Полученные результаты подтверждают целесообразность его практического применения для организации взаимодействия бортовых программных систем беспилотных летательных аппаратов, участвующих в поисково-спасательной операции в условиях горной местности, между собой и с пунктом управления.

**Ключевые слова:** группа беспилотных летательных аппаратов, пункт управления, обмен информацией, условия горной местности, нарушение связи, маршрутизация.

**Для цитирования:** Хорсик И.А., Шатовкин Р.Р. Алгоритм маршрутизации обмена информацией в распределенной системе «группа беспилотных летательных аппаратов и пункт управления» в условиях нарушения связи // Труды МАИ. 2025.

№ 142. URL: <https://trudymai.ru/published.php?ID=185119>

Original article

# INFORMATION EXCHANGE ROUTING ALGORITHM IN DISTRIBUTED SYSTEM “UNMANNED AERIAL VEHICLES GROUP AND CONTROL POINT” UNDER CONDITIONS OF COMMUNICATION DISRUPTION

Ivan A. Khorsik<sup>1</sup>, Roman R. Shatovkin<sup>2</sup>✉

<sup>1,2</sup>MIREA – Russian Technological University

Moscow, Russia

<sup>1</sup>[horsik.ivan@mail.ru](mailto:horsik.ivan@mail.ru)

<sup>2</sup>[shatovkin@mirea.ru](mailto:shatovkin@mirea.ru)✉

**Abstract.** The relevance of the problem of developing an algorithm for routing information exchange in a group of unmanned aerial vehicles and with the control point during search and rescue operations in mountainous terrain is substantiated. The formulation is formalized and existing approaches to solving the problem are considered. Based on the results of the analysis of existing approaches to solving the problem of routing information exchange in distributed computing systems, it is concluded that in order to realize stable information exchange in the distributed system “a group of unmanned aerial vehicles and a control point” under conditions of communication failure, it is advisable to use a hybrid approach: for the initial construction of routing tables to apply the Floyd-Worshell algorithm; in case of dynamic topology changes for local correction to apply the Netchange algorithm. Taking into account the formulated conclusion, an algorithm for

routing of information exchange in a group of unmanned aerial vehicles and with a control point has been developed, which provides stable exchange in conditions of communication disruption with individual drones of the group due to their entering the zones of no communication with a part of other drones in the group (or with a control point) and does not require the use of additional unmanned aerial vehicles-repeaters. An example demonstrating the performance of the proposed algorithm is considered. The obtained results confirm the expediency of its practical application for the organization of interaction of onboard software systems of unmanned aerial vehicles involved in search and rescue operations in mountainous terrain, among themselves and with the control point.

**Keywords:** unmanned aerial vehicles group, control point, information exchange, mountainous terrain conditions, communication disruption, routing

**For citation:** Khorsik I.A., Shatovkin R.R. Information exchange routing algorithm in distributed system “unmanned aerial vehicles group and control point” under conditions of communication disruption. *Trudy MAI*. 2025. No. 142. (In Russ.). URL: <https://trudymai.ru/eng/published.php?ID=185119>

## **Введение**

Поиск и спасение людей, выживших в горной местности после стихийных бедствий или других чрезвычайных ситуаций, является весьма сложной задачей, обусловленной труднодоступным рельефом, ограниченной видимостью и обширными пространствами, требующими обследования. Традиционные методы поиска зачастую оказываются неэффективными и могут угрожать безопасности спасателей [1].

В этом случае использование беспилотных летательных аппаратов (БПЛА) становится перспективным решением.

Группа БпЛА может исследовать значительные территории, недоступные пешим поисковым группам, что существенно уменьшает временные затраты на проведение поисково-спасательных операций и значительно увеличивает шансы на обнаружение пропавших людей [2]. При этом практически бесшумные полеты и высокоточная навигация делают БпЛА незаменимыми в условиях горных склонов.

Ключевым аспектом, обуславливающим выполнение группой БпЛА поставленных задач, является обеспечение надежного и устойчивого информационного обмена между БпЛА в группе и с пунктом управления (ПУ). Обеспечение надежного и устойчивого обмена информацией помимо прочего требует реализации принципов ее конфиденциальности, целостности и доступности [3].

В свою очередь, принцип доступности выражается в обеспечении непрерывного доступа каждого БпЛА в группе к информации на борту другого БпЛА или ПУ, а также на обеспечении доступа ПУ к информации на борту любого БпЛА в группе. Вполне естественно, что использование группы БпЛА при проведении поисково-спасательной операции в условиях горной местности усложняет реализацию данного принципа вследствие попадания отдельных БпЛА в зоны отсутствия связи с частью других БпЛА в группе (или ПУ). Однако, данный негативный фактор возможно нивелировать за счет использования маршрутизации обмена информацией в группе БпЛА и с ПУ, обеспечивающей обмен в условиях нарушения связи с отдельными БпЛА группы [4 – 8]. Такое положение делает задачу разработки алгоритма маршрутизации обмена информацией между БпЛА в группе и с ПУ в обозначенных условиях особенно важной и актуальной.

*Цель работы* – разработать алгоритм маршрутизации обмена информацией в распределенной системе «группа БпЛА и ПУ», обеспечивающий устойчивый обмен

в условиях нарушения связи с отдельными БпЛА группы вследствие их попадания в зоны отсутствия связи с частью других БпЛА в группе (или ПУ) и не требующий применения дополнительных БпЛА-ретрансляторов.

### Постановка задачи

Рассмотрим распределенную систему «группа БпЛА и ПУ» как ориентированный граф [9, 10]:

$$G = (V, E), \quad (1)$$

где  $V$  – множество узлов;  $E$  – множество двунаправленных ребер, соединяющих узлы.

Под узлами будем понимать БпЛА в группе, доступные для обмена информацией в текущий момент времени, и ПУ.

Под ребрами – каналы связи «БпЛА–БпЛА» и «БпЛА–ПУ».

На каждом ребре  $(i, j) \in E$  задается вес  $w(i, j, t)$ . В рамках рассматриваемой задачи в качестве веса  $w(i, j, t)$  ребра  $(i, j)$  будем считать расстояние между узлами (БпЛА и ПУ)  $R_{ij}(t)$  в момент времени  $t$ :

$$w(i, j, t) = R_{ij}(t) = \sqrt{(x_j(t) - x_i(t))^2 + (y_j(t) - y_i(t))^2 + (z_j(t) - z_i(t))^2}, \quad (2)$$

где  $x_i(t)$ ,  $y_i(t)$ ,  $z_i(t)$  – координаты узла  $i$  в момент времени  $t$ ;  $x_j(t)$ ,  $y_j(t)$ ,  $z_j(t)$  – координаты узла  $j$  в момент времени  $t$ .

Так как БпЛА с течением времени изменяют свое положение в пространстве, то вес ребра зависит от времени, а вследствие принятой двунаправленности ребер:

$$w(i, j, t) = w(j, i, t).$$

Цель маршрутизации – найти оптимальный путь от узла-источника  $i$  до узла-получателя  $j$  в условиях изменения топологии и состава распределенной системы вследствие нарушения связи с отдельными узлами и постоянного изменения их положения в пространстве, минимизируя сумму весов ребер на выбранном пути.

Формально необходимо найти для каждой пары узлов  $i$  и  $j$  путь  $d(i, j)$  с минимальным весом:

$$d(i, j) = \min_{p \in P(i, j)} \sum_{(x, y) \in p} w(x, y), \quad (3)$$

где  $P(i, j)$  – множество всех путей из узла  $i$  в узел  $j$ ;  $(x, y)$  – ребро в пути  $p$ .

### **Анализ существующих подходов к решению задачи**

Наиболее распространенными при практической реализации маршрутизации обмена информацией в распределенных вычислительных системах на данный момент являются: алгоритм адресат-основанной маршрутизации; алгоритм Флойда-Уоршелла; алгоритм Дейкстры; алгоритм Netchange [11 – 13].

Каждый из этих алгоритмов обладает своими свойствами и особенностями применения [14 – 16].

### **Адресат-основанная маршрутизация**

Каждый узел хранит локальную таблицу маршрутизации, которая содержит информацию о том, через какой соседний узел следует передавать пакет для достижения адресата [17].

Решение о маршрутизации принимается «локально», без учета информации о пути от узла-источника. Это значительно упрощает алгоритм.

Пусть  $R_i$  – таблица маршрутизации узла  $i$ , где для каждого узла-адресата  $j$  хранится промежуточный узел  $s$ :

$$R_i(j) = \arg \min_{s \in S(i)} M(i, s, j), \quad (4)$$

где  $S(i)$  – множество соседей узла  $i$ ;  $M(i, s, j)$  – функция оценки маршрута через узел  $s$  к узлу-адресату  $j$ .

Функция оценки маршрута также может включать суммарное значение весов ребер или учитывать динамические параметры распределенной системы.

Таким образом, адресат-основанная маршрутизация опирается на локальные таблицы, где выбор следующего узла определяется функцией стоимости  $M(i, s, j)$ .

**Алгоритм Флойда-Уоршелла** предназначен для расчета кратчайших путей между всеми парами узлов. Из-за кубической сложности его часто используют в небольших или стабильно структурированных распределенных системах [18].

Для каждой пары узлов  $i$  и  $j$  с учетом промежуточного узла  $s$  обновляется путь  $d(i, j)$  по формуле:

$$d(i, j) = \min \{d(i, j); d(i, s) + d(s, j)\}. \quad (5)$$

Начальные условия алгоритма:

$$d(i, j) = \begin{cases} 0, & \text{если } i = j; \\ w(i, j), & \text{если } (i, j) \in E; \\ \infty, & \text{иначе,} \end{cases} \quad (6)$$

где  $w(i, j)$  – длина (вес) ребра  $(i, j)$ .

Таким образом, алгоритм Флойда-Уоршелла обеспечивает полный расчет кратчайших путей между парами узлов  $i$  и  $j$  в соответствии с выражением (5).

*Алгоритм Дейкстры* ищет кратчайший путь от одного узла до всех остальных. Он эффективен при неотрицательных весах ребер и применяется для построения маршрутов в условиях, когда узлы динамичны, а обновления происходят периодически [19].

Обозначим  $d(i, j)$  – кратчайший путь от узла-источника  $i$  до узла-адресата  $j$ .

Начальные условия алгоритма:

$$d(i, j) = \begin{cases} 0, & \text{если } i = j; \\ \infty, & \text{иначе.} \end{cases} \quad (7)$$

Для каждой пары узлов  $i$  и  $j$  с учетом промежуточного узла  $s$  обновляется путь  $d(i, j)$ :

$$d(i, j) = \min \{d(i, j); d(i, s) + w(s, j)\}, \quad (8)$$

где  $w(s, j)$  – длина (вес) ребра  $(s, j)$ .

Эта процедура повторяется для всех узлов.

Таким образом, алгоритм Дейкстры использует инкрементное обновление расстояний по правилу (8).

*Алгоритм Netchange* предназначен для быстрых изменений информации о маршрутах в условиях динамичной топологии. В отличие от полного пересчета маршрутов, производится локальное обновление только тех частей таблицы, где произошли изменения [20].

Пусть обновление топологии распределенной вычислительной системы приводит к изменению веса на ребре  $(i, j)$  с  $w(i, j)$  на  $w'(i, j)$ .

Тогда

$$\Delta w(i, j) = w'(i, j) - w(i, j). \quad (9)$$

Условие для обновления кратчайшего пути от узла  $i$  через узел  $s$  к узлу  $j$  можно записать как:

$$d'(i, j) = \min \{d(i, j); d(i, s) + w'(s, j)\}. \quad (10)$$

Алгоритм Netchange локально корректирует путь  $d(i, j)$  для всех затронутых пар узлов  $i$  и  $j$ , минимизируя объем пересылаемых данных. Эта локальная корректировка позволяет быстрее адаптироваться к изменениям в распределенной системе.

Таким образом, алгоритм Netchange минимизирует избыточные обновления, корректируя только изменения в весах ребер и маршрутах.

Основываясь на результатах анализа существующих подходов к решению задачи маршрутизации, правомерно сделать вывод, что для реализации устойчивого обмена информацией в группе БпЛА и с ПУ в условиях нарушения связи необходимо комбинировать глобальные и локальные методы маршрутизации. Иными словами, целесообразно использовать гибридный подход: для начального построения таблиц маршрутизации применять алгоритм Флойда-Уоршелла; при динамических изменениях топологии для локальной корректировки применять алгоритм Netchange.

### **Решение задачи**

Обозначенную задачу возможно решить путем разработки алгоритма маршрутизации обмена информацией в группе БпЛА и с ПУ в условиях изменения топологии и состава группы. Алгоритм содержит следующие этапы.

**1. Этап инициализации (задания начальных условий алгоритма).** На основе опубликованных каждым  $n$ -м БПЛА в группе состояний  $Status\_Message_n(t)$  в момент инициализации  $t = t_{i_n}$  [14] происходит инициализация начальных значений (нулевой шаг итерации) матрицы кратчайших путей  $D^{(0)}(t)$  размерностью  $I \times J$ , элементы  $d_{ij}^{(0)}(t)$  которой между узлами  $i$  и  $j$  определяются как:

$$d_{ij}^{(0)}(t) = \begin{cases} w(i, j, t), & \text{если ребро } (i, j, t) \text{ существует;} \\ 0, & \text{если } i = j; \\ \infty, & \text{иначе,} \end{cases} \quad (11)$$

и матрицы смежности  $N^{(0)}(t)$  размерностью  $I \times J$ , элементы  $n_{ij}^{(0)}(t)$  которой между узлами  $i$  и  $j$  определяются как:

$$n_{ij}^{(0)}(t) = \begin{cases} 1, & \text{если ребро } (i, j) \text{ существует;} \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases} \quad (12)$$

Иными словами, если в момент инициализации  $t$  некоторый  $j$ -й БПЛА в группе не участвует в информационном обмене с  $i$ -м БПЛА вследствие нарушения связи с ним, то вес ребра  $w(i, j, t) = \infty$ , а узел  $j = 0$ .

Для рассматриваемой задачи считается, что  $d_{ij}^{(0)}(t) = d_{ji}^{(0)}(t)$  и  $n_{ij}^{(0)}(t) = n_{ji}^{(0)}(t)$ .

**2. Этап обновления матрицы кратчайших путей и матрицы смежности.**

Основная идея предлагаемого алгоритма состоит в том, чтобы на каждом  $k$ -м шаге итерации ( $k = \overline{0, K}$ ) уменьшать значения элементов  $d_{ij}^{(k)}(t)$  матрицы кратчайших путей  $D^{(k)}(t)$  в момент времени  $t$  за счет включения промежуточных узлов  $s$ .

Обновление значений элементов  $d_{ij}^{(k)}(t)$  матрицы кратчайших путей  $D^{(k)}(t)$  между

узлами  $i$  и  $j$  в момент времени  $t$  на  $k$ -м шаге итерации осуществляется в соответствии с выражением:

$$d_{ij}^{(k)}(t) = \min\left(d_{ij}^{(k-1)}(t); d_{is}^{(k)}(t) + d_{sj}^{(k)}(t)\right), \quad (13)$$

где  $d_{is}^{(k)}(t)$  – путь между узлами  $i$  и  $s$  в момент времени  $t$  на  $k$ -м шаге итерации;  $d_{sj}^{(k)}(t)$  – путь между узлами  $s$  и  $j$  в момент времени  $t$  на  $k$ -м шаге итерации.

Обновление значений элементов  $n_{ij}^{(k)}(t)$  матрицы смежности  $N^{(k)}(t)$  между узлами  $i$  и  $j$  в момент времени  $t$  на  $k$ -м шаге итерации производится на основе условия:

$$n_{ij}^{(k)}(t) = \begin{cases} s, & \text{если } d_{is}^{(k)}(t) + d_{sj}^{(k)}(t) < d_{ij}^{(k-1)}(t); \\ n_{ij}^{(k-1)}(t), & \text{иначе.} \end{cases} \quad (14)$$

На каждом  $k$ -м шаге итерации проверяется возможность улучшения пути между узлами  $i$  и  $j$ , проходящем через узел  $s$ .

Процесс обновления продолжается, пока все узлы  $s$  не будут использованы в качестве промежуточных узлов.

Считается, что  $d_{ij}^{(k)}(t) = d_{ji}^{(k)}(t)$  и  $n_{ij}^{(k)}(t) = n_{ji}^{(k)}(t)$ .

**3. Этап построения маршрутов.** После вычисления значений элементов  $d_{ij}^{(k)}(t)$  и  $n_{ij}^{(k)}(t)$  матрицы кратчайших путей  $D^{(k)}(t)$  и матрицы смежности  $N^{(k)}(t)$ , соответственно, можно определить кратчайший путь  $p(i, j, t)$  между любой парой узлов  $i$  и  $j$  в момент времени  $t$ :

$$p(i, j, t) = \begin{cases} \infty, & \text{если } n_{ij}^{(k)}(t) = 0 \text{ и } i \neq j; \\ 0, & \text{если } i = j; \\ d_{ij}^{(k)}(t), & \text{иначе.} \end{cases} \quad (15)$$

Алгоритм осуществляет пересчет кратчайших путей между узлами  $i$  и  $j$  каждый раз, когда изменяется опубликованное состояние  $Status\_Message_n(t)$  любого  $n$ -го БПЛА в группе.

### Численный пример

Пусть имеется 1 ПУ (узел  $A$ ) и группа из 4 БПЛА (узлы  $B, C, D, E$ ) под его управлением. Положим, что в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с все БПЛА участвуют в информационном обмене в распределенной системе «группа БПЛА и ПУ», а их расположение в группе и относительно ПУ соответствует методу поиска «параллельное галсирование» [1]. Тогда такую распределенную систему можно описать графом, представленным на рисунке 1.

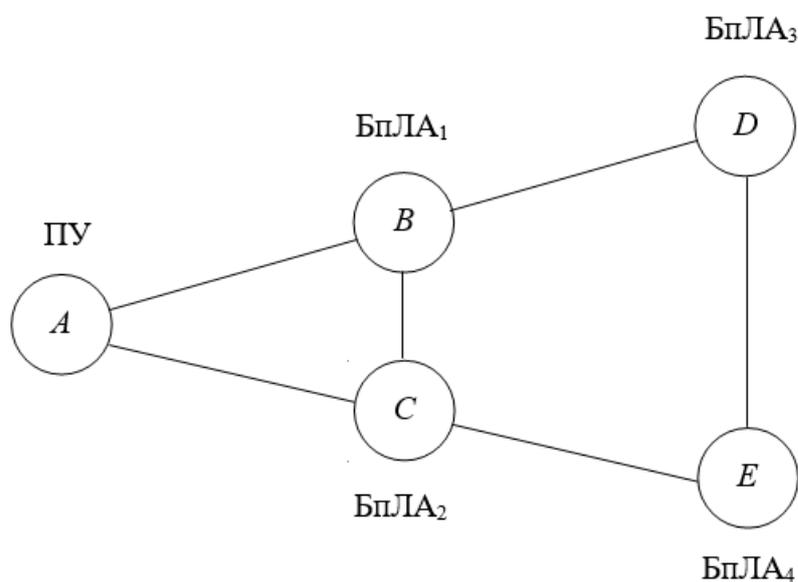


Рисунок 1 – Граф распределенной системы «группа БПЛА и ПУ»  
в рассматриваемый момент времени  $t$

В рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с на графе выделяется 6 двунаправленных ребер, соединяющих узлы  $A, B, C, D, E$ :  $(A,B), (A,C), (B,C), (B,D), (C,E), (D,E)$ .

Ребра между узлами  $A$  и  $D$ ,  $A$  и  $E$ ,  $D$  и  $E$ ,  $C$  и  $D$  отсутствуют, что обусловлено нарушением связи между этими узлами (БпЛА в группе и ПУ) в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с.

Координаты каждого  $n$ -го ( $n = \overline{1,4}$ ) БпЛА в группе в нормальной земной системе координат с центром в точке стояния ПУ  $(0;0;0)$  представлены в таблице 1 [21].

Таблица 1 – Координаты БпЛА в группе

БпЛА/координаты	$x_n(12158)$ , м	$y_n(12158)$ , м	$z_n(12158)$ , м
БпЛА <sub>1</sub>	12568	7345	535
БпЛА <sub>2</sub>	26546	13654	487
БпЛА <sub>3</sub>	98730	195680	236
БпЛА <sub>4</sub>	23472	23805	358

Тогда веса образуемых узлами ребер можно получить путем расчета расстояний между БпЛА в группе и с ПУ в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с на основе выражения (2):

$$w(A, B, 12158) = w(B, A, 12158) = R_{AB}(12158) = R_{BA}(12158) = \sqrt{(12568 - 0)^2 + (7345 - 0)^2 + (535 - 0)^2} = 14567 \text{ м};$$

$$w(A, C, 12158) = w(C, A, 12158) = R_{AC}(12158) = R_{CA}(12158) = \sqrt{(26546 - 0)^2 + (13654 - 0)^2 + (487 - 0)^2} = 29856 \text{ м};$$

$$\begin{aligned}
w(B,C,12158) &= w(C,B,12158) = R_{BC}(12158) = R_{CB}(12158) = \\
&= \sqrt{(26546 - 12568)^2 + (13654 - 7345)^2 + (487 - 535)^2} = 15336 \text{ м}; \\
w(B,D,12158) &= w(D,B,12158) = R_{BD}(12158) = R_{DB}(12158) = \\
&= \sqrt{(98730 - 12568)^2 + (195680 - 7345)^2 + (236 - 535)^2} = 207109 \text{ м}; \\
w(C,E,12158) &= w(E,C,12158) = R_{CE}(12158) = R_{EC}(12158) = \\
&= \sqrt{(23472 - 26546)^2 + (23805 - 13654)^2 + (358 - 487)^2} = 10607 \text{ м}; \\
w(D,E,12158) &= w(E,D,12158) = R_{DE}(12158) = R_{ED}(12158) = \\
&= \sqrt{(23472 - 98730)^2 + (23805 - 195680)^2 + (358 - 236)^2} = 187629 \text{ м}.
\end{aligned}$$

**1. Этап инициализации (задания начальных условий алгоритма).**

Происходит инициализация начальных значений (нулевой шаг итерации) матрицы кратчайших путей  $D^{(0)}(12158)$  размерностью  $5 \times 5$ , элементы  $d_{ij}^{(0)}(12158)$  которой определяются в соответствии с выражением (11):

$$D^{(0)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 14567 & 29856 & \infty & \infty \\ 14567 & 0 & 15336 & 207109 & \infty \\ 29856 & 15336 & 0 & \infty & 10607 \\ \infty & 207109 & \infty & 0 & 187629 \\ \infty & \infty & 10607 & 187629 & 0 \end{pmatrix}$$

и матрицы смежности  $N^{(0)}(12158)$  размерностью  $5 \times 5$ , элементы  $n_{ij}^{(0)}(12158)$  которой определяются в соответствии с выражением (12):

$$N^{(0)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

## 2. Этап обновления матрицы кратчайших путей и матрицы смежности.

Проверка и обновление матрицы кратчайших путей  $D^{(k)}(12158)$  и матрицы смежности  $N^{(k)}(12158)$  производятся за  $k = \overline{1,5}$  шагов итерации, причем общее количество шагов определяется количеством узлов в графе.

На шаге итерации  $k = 1$ , проверяются и обновляются пути через узел  $A$  (ПУ). В этом случае матрицы не изменяются, так как узел  $A$  (ПУ) является начальной точкой.

На шаге итерации  $k = 2$ , проверяются и обновляются пути через узел  $B$  (БПЛА<sub>1</sub>) в соответствии с выражением (13):

$$\begin{aligned}d_{AC}^{(2)}(12158) &= \min\left(d_{AC}^{(1)}(t); d_{AB}^{(2)}(12158) + d_{BC}^{(2)}(12158)\right) = \\ &= \min(29856; 14567 + 15336) = \min(29856; 29903) = 29856 \text{ м};\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}d_{AD}^{(2)}(12158) &= \min\left(d_{AD}^{(1)}(t); d_{AB}^{(2)}(12158) + d_{BD}^{(2)}(12158)\right) = \\ &= \min(\infty; 14567 + 207109) = \min(\infty; 221676) = 221676 \text{ м}.\end{aligned}$$

При этом в соответствии с условием (14):

$$n_{AC}^{(2)}(12158) = 1;$$

$$n_{AD}^{(2)}(12158) = B.$$

Исходя из двунаправленности ребер:  $d_{AC}^{(2)}(12158) = d_{CA}^{(2)}(12158) = 29856$  м и  $d_{AD}^{(2)}(12158) = d_{DA}^{(2)}(12158) = 221676$  м;  $n_{AC}^{(2)}(12158) = n_{CA}^{(2)}(12158) = 1$  и  $n_{AD}^{(2)}(12158) = n_{DA}^{(2)}(12158) = 1$ .

Тогда матрица кратчайших путей  $D^{(2)}(12158)$  и матрица смежности  $N^{(2)}(12158)$  на шаге итерации  $k = 2$  в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с:

$$D^{(2)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 14567 & 29856 & 221676 & \infty \\ 14567 & 0 & 15336 & 207109 & \infty \\ 29856 & 15336 & 0 & \infty & 10607 \\ 221676 & 207109 & \infty & 0 & 187629 \\ \infty & \infty & 10607 & 187629 & 0 \end{pmatrix};$$

$$N^{(2)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & B & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ B & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

На шаге итерации  $k = 3$ , проверяются и обновляются пути через узел  $C$  (БПЛА<sub>2</sub>) в соответствии с выражением (13):

$$\begin{aligned} d_{AB}^{(3)}(12158) &= \min(d_{AB}^{(2)}(t); d_{AC}^{(3)}(12158) + d_{CB}^{(3)}(12158)) = \\ &= \min(14567; 29865 + 15336) = \min(14567; 45201) = 14567 \text{ м}; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} d_{AE}^{(3)}(12158) &= \min(d_{AE}^{(2)}(t); d_{AC}^{(3)}(12158) + d_{CE}^{(3)}(12158)) = \\ &= \min(\infty; 29856 + 10607) = \min(\infty; 40463) = 40463 \text{ м}. \end{aligned}$$

При этом в соответствии с условием (14):

$$n_{AB}^{(3)}(12158) = 1;$$

$$n_{AE}^{(3)}(12158) = C.$$

Исходя из двунаправленности ребер:  $d_{AB}^{(3)}(12158) = d_{BA}^{(3)}(12158) = 14567$  м и  $d_{AE}^{(3)}(12158) = d_{EA}^{(3)}(12158) = 40463$  м;  $n_{AB}^{(3)}(12158) = n_{BA}^{(3)}(12158) = 1$  и  $n_{AE}^{(3)}(12158) = n_{EA}^{(3)}(12158) = 1$ .

Тогда матрица кратчайших путей  $D^{(3)}(12158)$  и матрица смежности  $N^{(3)}(12158)$  на шаге итерации  $k = 3$  в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с:

$$D^{(3)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 14567 & 29856 & 221676 & 40463 \\ 14567 & 0 & 15336 & 207109 & \infty \\ 29856 & 15336 & 0 & \infty & 10607 \\ 221676 & 207109 & \infty & 0 & 187629 \\ 40463 & \infty & 10607 & 187629 & 0 \end{pmatrix};$$

$$N^{(3)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & B & C \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ B & 1 & 0 & 0 & 1 \\ C & 0 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

На шаге итерации  $k = 4$ , проверяются и обновляются пути через узел  $D$  (БПЛА<sub>3</sub>) в соответствии с выражением (13):

$$\begin{aligned} d_{BE}^{(4)}(12158) &= \min(d_{BE}^{(3)}(t); d_{BD}^{(4)}(12158) + d_{DE}^{(4)}(12158)) = \\ &= \min(\infty; 207109 + 187629) = \min(\infty; 394738) = 394738 \text{ м.} \end{aligned}$$

При этом в соответствии с условием (14):

$$n_{BE}^{(4)}(12158) = D.$$

Тогда матрица кратчайших путей  $D^{(4)}(12158)$  и матрица смежности  $N^{(4)}(12158)$  на шаге итерации  $k = 4$  в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с:

$$D^{(4)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 14567 & 29856 & 221676 & 40463 \\ 14567 & 0 & 15336 & 207109 & 394738 \\ 29856 & 15336 & 0 & \infty & 10607 \\ 221676 & 207109 & \infty & 0 & 187629 \\ 40463 & 394738 & 10607 & 187629 & 0 \end{pmatrix};$$

$$N^{(4)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & B & C \\ 1 & 0 & 1 & 1 & D \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ B & 1 & 0 & 0 & 1 \\ C & D & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

На шаге итерации  $k = 5$ , проверяются и обновляются пути через узел  $E$  (БПЛА<sub>4</sub>) в соответствии с выражением (13):

$$\begin{aligned} d_{CD}^{(5)}(12158) &= \min(d_{CD}^{(4)}(t); d_{CE}^{(5)}(12158) + d_{ED}^{(5)}(12158)) = \\ &= \min(\infty; 10607 + 187629) = \min(\infty; 198236) = 198236 \text{ м.} \end{aligned}$$

При этом в соответствии с условием (14):

$$n_{CD}^{(5)}(12158) = E.$$

Тогда матрица кратчайших путей  $D^{(5)}(12158)$  и матрица смежности  $N^{(5)}(12158)$  на шаге итерации  $k = 5$  в рассматриваемый момент времени  $t = 12158$  с:

$$D^{(5)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 14567 & 29856 & 221676 & 40463 \\ 14567 & 0 & 15336 & 207109 & 394738 \\ 29856 & 15336 & 0 & 198236 & 10607 \\ 221676 & 207109 & 198236 & 0 & 187629 \\ 40463 & 394738 & 10607 & 187629 & 0 \end{pmatrix};$$

$$N^{(5)}(12158) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & B & C \\ 1 & 0 & 1 & 1 & D \\ 1 & 1 & 0 & E & 1 \\ B & 1 & E & 0 & 1 \\ C & D & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

Полученные матрицы являются итоговыми.

**3. Этап построения маршрутов.** После вычисления значений элементов

$d_{ij}^{(5)}(12158)$  и  $n_{ij}^{(5)}(12158)$  матрицы кратчайших путей  $D^{(5)}(12158)$  и матрицы смежности  $N^{(5)}(12158)$  определяются кратчайшие пути:

$$- p(A, B, 12158) = p(B, A, 12158) = d_{AB}^{(5)}(12158) = d_{BA}^{(5)}(12158) = 14567 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{AB}^{(5)}(12158) = n_{BA}^{(5)}(12158) = 1$ );

$$- p(A, C, 12158) = p(C, A, 12158) = d_{AC}^{(5)}(12158) = d_{CA}^{(5)}(12158) = 29856 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{AC}^{(5)}(12158) = n_{CA}^{(5)}(12158) = 1$ );

$$- p(A, D, 12158) = p(D, A, 12158) = d_{AD}^{(5)}(12158) = d_{DA}^{(5)}(12158) = 221676 \text{ м}$$

с промежуточным узлом  $n_{AD}^{(5)}(12158) = n_{DA}^{(5)}(12158) = B$ ;

$$- p(A, E, 12158) = p(E, A, 12158) = d_{AE}^{(5)}(12158) = d_{EA}^{(5)}(12158) = 40463 \text{ м}$$

с промежуточным узлом  $n_{AE}^{(5)}(12158) = n_{EA}^{(5)}(12158) = C$ ;

$$- p(B, C, 12158) = p(C, B, 12158) = d_{BC}^{(5)}(12158) = d_{CB}^{(5)}(12158) = 15336 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{BC}^{(5)}(12158) = n_{CB}^{(5)}(12158) = 1$ );

$$- p(B, D, 12158) = p(D, B, 12158) = d_{BD}^{(5)}(12158) = d_{DB}^{(5)}(12158) = 207109 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{BD}^{(5)}(12158) = n_{DB}^{(5)}(12158) = 1$ );

$$- p(B, E, 12158) = p(E, B, 12158) = d_{BE}^{(5)}(12158) = d_{EB}^{(5)}(12158) = 394738 \text{ м}$$

с промежуточным узлом  $n_{BE}^{(5)}(12158) = n_{EB}^{(5)}(12158) = D$ ;

$$- p(C, D, 12158) = p(D, C, 12158) = d_{CD}^{(5)}(12158) = d_{DC}^{(5)}(12158) = 198236 \text{ м}$$

с промежуточным узлом  $n_{CD}^{(5)}(12158) = n_{DC}^{(5)}(12158) = E$ ;

$$- p(C, E, 12158) = p(E, C, 12158) = d_{CE}^{(5)}(12158) = d_{EC}^{(5)}(12158) = 10607 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{CE}^{(5)}(12158) = n_{EC}^{(5)}(12158) = 1$ );

$$- p(D, E, 12158) = p(E, D, 12158) = d_{DE}^{(5)}(12158) = d_{ED}^{(5)}(12158) = 187629 \text{ м}$$

без промежуточного узла ( $n_{DE}^{(5)}(12158) = n_{ED}^{(5)}(12158) = 1$ ).

Алгоритм осуществляет пересчет кратчайших путей между всеми узлами (БПЛА в группе и ПУ) каждый раз, когда изменяется опубликованное состояние  $Status\_Message_n(t)$  любого  $n$ -го БПЛА в группе. Пересчет осуществляется аналогичным образом с учетом появления новых ребер или исчезновения существующих ребер между узлами, что обусловлено восстановлением или прерыванием связи между отдельными БПЛА в группе и с ПУ.

## Выводы

Таким образом, разработан алгоритм маршрутизации обмена информацией в распределенной системе «группа БПЛА и ПУ», обеспечивающий устойчивый обмен в условиях нарушения связи с отдельными БПЛА группы вследствие их попадания в зоны отсутствия связи с частью других БПЛА в группе (или ПУ) и не требующий применения дополнительных БПЛА-ретрансляторов. Рассмотрен пример, демонстрирующий работоспособность предлагаемого алгоритма. Полученные результаты подтверждают целесообразность его практического применения для организации взаимодействия бортовых программных систем беспилотных летательных аппаратов, участвующих в поисково-спасательной операции в условиях горной местности, между собой и с пунктом управления.

## Список источников

1. Хорсик И.А., Шатовкин Р.Р., Бабич О.А. Анализ существующих способов проведения поисковых работ с использованием авиации // XII Всероссийская научно-практическая конференция «АВИАТОР» (Воронеж, 20–22 ноября 2024): сборник статей. – Воронеж: ВУНЦ ВВС «ВВА», 2024. С. 434–437.
2. Ким Н.В., Крылов И.Г. Групповое применение беспилотного летательного аппарата в задачах наблюдения // Труды МАИ. 2012. № 62. URL: <https://trudymai.ru/published.php?ID=35507>
3. Бухарин В.В., Кирьянов А.В., Стародубцев Ю.И. Способ защиты информационно-вычислительных сетей от компьютерных атак // Труды МАИ. 2012. № 57. URL: <https://trudymai.ru/published.php?ID=31145>
4. Bekmezci I., Sahingoz O.K., Temel S. Flying Ad-Hoc Networks (FANETs): A Survey // Ad Hoc Networks. 2019. V. 11, No. 3. P. 1254–1270. DOI: [10.1016/j.adhoc.2012.12.004](https://doi.org/10.1016/j.adhoc.2012.12.004)
5. Gupta L., Jain, R., Vaszkun G. Survey of Important Issues in UAV Communication Networks // IEEE Communications Surveys & Tutorials. 2015. V. 18, No. 2. P. 1123–1152. DOI: [10.1109/COMST.2015.2495297](https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2495297)
6. Жаркой С.А. Маршрутизация данных. Механизмы, критерии выбора маршрута и будущее // Молодой ученый. 2019. № 48 (286). С. 19–20. URL: <https://moluch.ru/archive/286/64400/>
7. Аллилуева Н.В., Руденко Э.М. Математический метод расчета целевой функции на графах и решение задачи маршрутизации // Труды МАИ. 2017. № 96. URL: <http://trudymai.ru/published.php?ID=85773>

8. Михайлин Д.А., Аллилуева Н.В., Руденко Э.М. Сравнительный анализ эффективности генетических алгоритмов маршрутизации полета с учетом их различной вычислительной трудоемкости и многокритериальности решаемых задач // Труды МАИ. 2018. № 98. URL: <http://trudymai.ru/published.php?ID=90386>
9. Кристофидес Н. Теория графов. - М.: Мир, 1978. – 427 с.
10. Нечепуренко М.И., Попков В.К., Майнагашев С.М. Алгоритмы и программы решения задач на графах и сетях. - Новосибирск: Наука, 1990. - 515 с.
11. Хорсик И.А., Шатовкин Р.Р. Анализ алгоритмов маршрутизации в интересах реализации обмена информацией в группе беспилотных летательных аппаратов // III ежегодная Национальная конференция «Информационные технологии и интеллектуальные системы» (Москва, 18–20 марта 2025): сборник трудов. - М.: РТУ МИРЭА, 2025. С. 44–50.
12. Бородин В.В., Петраков А.М., Шевцов В.А. Анализ алгоритмов маршрутизации в сети связи группировки беспилотных летательных аппаратов // Труды МАИ. 2016. № 87. URL: <https://trudymai.ru/published.php?ID=69735>
13. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. - СПб.: Питер, 2010. - 944 с.
14. Zhang W., Li M., Wang R. Optimization of Network Protocol in UAV Communication // Journal of Network and Computer Applications. 2019. V. 143, P. 157–168.
15. Anderson K., Carr R. Adaptive Routing in Drone Communication Networks // IEEE Transactions on Mobile Computing. 2021. V. 20, No. 8. P. 2775–2788.
16. Аллилуева Н.В., Руденко Э.М., Семикина Е.В. Маршрутизация на графе, теоретико-числовые целевые функции и генетический алгоритм // Научные

технологии в космических исследованиях Земли. 2019. Т. 11, № 6. С. 4–14. DOI: [10.24411/2409-5419-2018-10290](https://doi.org/10.24411/2409-5419-2018-10290)

17. Бабичев С.Л., Коньков К.А. Распределенные системы: учебное пособие для вузов. - М.: Издательство Юрайт, 2019. - 507 с.
18. Лиходед Н.А., Сипейко Д.С. Обобщенный блочный алгоритм Флойда – Уоршелла // Дискретная математика и математическая кибернетика. 2019. № 3. С. 84–92.
19. Лебедев С.С., Новиков Д.А. Необходимое и достаточное условие применимости алгоритма Дейкстры // Компьютерные инструменты в образовании. 2017. № 4. С. 5–13.
20. Цимбал А.А., Аншина М.Л. Технологии создания распределенных систем. Для профессионалов. - СПб: Питер, 2003. - 576 с.
21. Хорсик И.А., Митрофанов Д.В., Шатовкин Р.Р. Алгоритм выбора лидера в группе беспилотных летательных аппаратов при распределенном поиске наземных объектов в условиях нарушения связи // Воздушно-космические силы. Теория и практика. 2025. № 33. С. 139–152.

## References

1. Khorsik I.A., Shatovkin R.R., Babich O.A. Analysis of existing methods of search operations using aviation. *XII Vserossiiskaya nauchno-prakticheskaya konferentsiya «AVIATOR»: sbornik statei*. Voronezh: VUNTS VVS «VVA» Publ., 2024. P. 434–437.
2. Kim N.V., Krylov I.G. Using a group of unmanned aerial vehicle in the task of monitoring. *Trudy MAI*. 2012. No. 62. (In Russ.). URL: <https://trudymai.ru/eng/published.php?ID=35507>

3. Bukharin V.V., Kir'yanov A.V., Starodubtsev Yu.I. Method for protecting computer networks from attacks. *Trudy MAI*. 2012. No. 57. (In Russ.). URL: <https://trudymai.ru/eng/published.php?ID=31145>
4. Bekmezci I., Sahingoz O.K., Temel S. Flying Ad-Hoc Networks (FANETs): A Survey. *Ad Hoc Networks*. 2019. V. 11, No. 3. P. 1254–1270. DOI: [10.1016/j.adhoc.2012.12.004](https://doi.org/10.1016/j.adhoc.2012.12.004)
5. Gupta L., Jain, R., Vaszkun G. Survey of Important Issues in UAV Communication Networks. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2015. V. 18, No. 2. P. 1123–1152. DOI: [10.1109/COMST.2015.2495297](https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2495297)
6. Zharkoi S.A. Data routing. Mechanisms, route selection criteria and future. *Molodoi uchenyi*. 2019. No. 48 (286). P. 19–20. (In Russ.). URL: <https://moluch.ru/archive/286/64400/>
7. Allilueva N.V., Rudenko E.M. Mathematical method of objective function calculation and routing problems solving. *Trudy MAI*. 2017. No. 96. (In Russ.). URL: <http://trudymai.ru/eng/published.php?ID=85773>
8. Mikhailin D.A., Allilueva N.V., Rudenko E.M. Comparative analysis of the effectiveness of genetic algorithms the routing of the flight, taking into account their different computational complexity and multicriteria tasks. *Trudy MAI*. 2018. No. 98. (In Russ.). URL: <http://trudymai.ru/eng/published.php?ID=90386>
9. Kristofides N. *Teoriya grafov* (Theory of graphs). Moscow: Mir Publ., 1978. 427 p.
10. Nechepurenko M.I., Popkov V.K., Mainagashev S.M. *Algoritmy i programmy resheniya zadach na grafakh i setyakh* (Algorithms and programs for solving problems on graphs and networks). Novosibirsk: Nauka Publ., 1990. 515 p.

11. Khorsik I.A., Shatovkin R.R. Analysis of routing algorithms for the realization of information exchange in a group of unmanned aerial vehicles. *III ezhegodnaya Natsional'naya konferentsiya «Informatsionnye tekhnologii i intellektual'nye sistemy»*: sbornik trudov. Moscow: RTU MIREA Publ., 2025. P. 44–50.
12. Borodin V.V., Petrakov A.M., Shevtsov V.A. The analysis of algorithms of routing in a communication network groups of unmanned aerial vehicles. *Trudy MAI*. 2016. No. 87. (In Russ.). URL: <https://trudymai.ru/eng/published.php?ID=69735>
13. Olifer V.G., Olifer N.A. *Komp'yuternye seti. Printsipy, tekhnologii, protokoly* (Computer Networks: Principles, Technologies and Protocols for Network Design). Saint Petersburg: Piter Publ., 2010. 944 p.
14. Zhang W., Li M., Wang R. Optimization of Network Protocol in UAV Communication. *Journal of Network and Computer Applications*. 2019. V. 143, R. 157–168.
15. Anderson K., Carr R. Adaptive Routing in Drone Communication Networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*. 2021. V. 20, No. 8. P. 2775–2788.
16. Allilueva N.V., Rudenko E.M., Semikina E.V. Routing on the graph, number-theoretic target functions and genetic algorithm. *Naukoemkie tekhnologii v kosmicheskikh issledovaniyakh Zemli*. 2019. V. 11, No. 6. P. 4–14. (In Russ.). DOI: [10.24411/2409-5419-2018-10290](https://doi.org/10.24411/2409-5419-2018-10290)
17. Babichev S.L., Kon'kov K.A. *Raspredeleennye sistemy* (Distributed systems). Moscow: Izdatel'stvo Yurait Publ., 2019. 507 p.
18. Likhoded N.A., Sipeiko D.S. Generalized Floyd-Worshell block algorithm. *Diskretnaya matematika i matematicheskaya kibernetika*. 2019. No. 3. P. 84–92. (In Russ.)

19. Lebedev S.S., Novikov D.A. Necessary and sufficient condition of applicability of Dijkstra's algorithm. *Komp'yuternye instrumenty v obrazovanii*. 2017. No. 4. P. 5–13. (In Russ.)
20. Tsimbal A.A., Anshina M.L. *Tekhnologii sozdaniya raspredelennykh sistem. Dlya professionalov* (Technologies of creating distributed systems. For professionals). Saint Petersburg: Piter Publ., 2003. 576 p.
21. Khorsik I.A., Mitrofanov D.V., Shatovkin R.R. Leader selection algorithm in a group of unmanned aerial vehicles at the distributed search of the ground objects in the conditions of communication disturbance. *Vozdushno-kosmicheskie sily. Teoriya i praktika*. 2025. No. 33. P. 139–152. (In Russ.)

Статья поступила в редакцию 16.05.2025

Одобрена после рецензирования 20.05.2025

Принята к публикации 25.06.2025

The article was submitted on 16.05.2025; approved after reviewing on 20.05.2025; accepted for publication on 25.06.2025