
ИНФОРМАЦИОННО-ИЗМЕРИТЕЛЬНЫЕ, УПРАВЛЯЮЩИЕ И СЕТЕВЫЕ СИСТЕМЫ

УДК 51-74

КВАЗИОПТИМАЛЬНОЕ РАСПРЕДЕЛЕНИЕ АВИОНИКИ НА ОСНОВЕ КЛЕТОЧНОГО АВТОМАТА И МУРАВЬИНОГО АЛГОРИТМА

А. В. Кузнецов*, Н. И. Сельвесюк**, М. Е. Семенов*, Г. А. Платошин**

*Воронежский государственный университет

**Государственный научно-исследовательский институт авиационных систем

Поступила в редакцию 10.09.2017 г.

Аннотация. В статье предлагаются два алгоритма поиска квазиоптимальных решений задач дискретной оптимизации применительно к задачам размещения авионики. Первый алгоритм предназначен для оптимального размещения устройств по местам установки, второй – для построения кратчайших маршрутов между устройствами. Решения получаются с помощью клеточного автомата и алгоритма муравьиной колонии.

Ключевые слова: авионика, дискретная оптимизация, клеточный автомат, муравьиные алгоритмы.

Annotation. In the article, we propose two algorithms for searching quasi-optimal solutions of discrete optimization problems with regard to the tasks of avionics placing. The first algorithm is for the problem of optimal placement of devices by installation locations, the second one is for the problem of finding the shortest route between devices. Solutions are constructed using a cellular automaton and the ant colony algorithm.

Keywords: avionics, discrete optimization, cellular automaton, ant algorithms.

1. ВВЕДЕНИЕ

Развитие электроники и цифровой компьютерной техники привело к быстрому росту числа размещаемой на борту самолета аппаратуры (т.н. авионики). Количество радиоэлектронной аппаратуры таково, что потребовались стандарты на ее физическое размещение и шины передачи данных. В 1990-х годах крупные гражданские самолетостроительные компании поняли, что для новой программы разработки самолетов будет неэффективно продолжать реализацию традиционной концепции авионики. Набор разнородной объединенной радиоэлектронной аппаратуры был заменен системой компьютеров и интерфейсов общего назначения, напоминающей модульную архитектуру

персональных ЭВМ. Сейчас такая система организации аппаратуры на борту самолета называется интегрированной модульной авионикой (IMA).

Устройства IMA, называемые модулями, параллельно выполняют несколько функций бортовых систем с использованием стандартизированного программного обеспечения. Периферийные устройства соединены с единой системой интерфейсов ввода-вывода. Единая широкополосная сеть с высокой пропускной способностью соединяет все модули IMA. Параллельное выполнение нескольких функций воздушного судна в одном модуле повышает возможности современных процессоров. Это позволило сократить количество авиационной радиоэлектронной аппаратуры и вместе с этим массу и стоимость системы авионики. Более того, стало возможно сократить расходы на разработку, производство и техническое обслуживание.

© Кузнецов А. В., Сельвесюк Н. И., Семенов М. Е.,
Платошин Г. А., 2017

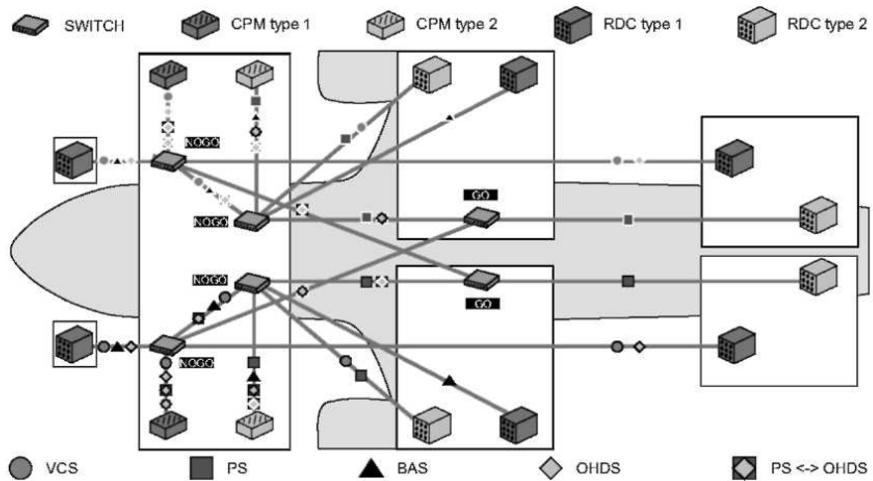


Рис. 1. Пример назначения кабельных трасс и мест установки

Сегодня системы аппаратуры IMA внедрены на всех современных гражданских и военных самолетах, самолетах бизнес-класса и вертолетах. Аппаратура IMA развивается, при этом постоянно увеличивается количество функций и новых технологий. Решаются вопросы применения многоядерных процессоров, изменения конфигурации и скоростных систем управления [1]. Разрабатываются новые модули дистанционного ввода-вывода, местного управления или переключения электропитания. Самые важные пространственно-распределенные установки обеспечивают уменьшение количества проводов, затрат и веса. В самолетах Boeing 787 и A350 реализованы системы IMA второго поколения, так называемая распределенная интегрированная модульная авионика (DIMA).

Для обеспечения конкурентоспособности на рынке архитектура должна не только предоставлять новые функции в каждом новом поколении самолетов, но также должна быть легче, надежнее и дешевле в установке и обслуживании. Эти усовершенствования достигаются не только за счет новой электронной техники, но и за счет грамотного планирования архитектуры [2]. Например, централизованная архитектура имеет преимущество с точки зрения затрат на установку и техническое обслуживание, но при этом она требует наличия более длинных, а следовательно более тяжелых кабелей к периферийным устройствам. Децентрализованная архитектура позволяет сократить кабельную нагрузку, но требует наличия устройств с улучшен-

ной способностью охлаждения и защитой от электромагнитных помех, что влечет за собой увеличение веса. Как правило, цели проектирования зачастую являются противоречивыми. Например, при повышении надежности увеличивается вес и наоборот.

2. ЗАДАЧИ СТАТЬИ

В настоящей работе будут решаться две задачи DIMA: пространственное распределение устройств и присваивания периферийных проводов. Программы присваивания устройств вычисляют пространственное распределение устройств DIMA в структуре установок самолета. Устройства присваиваются местам установки, ограниченным по объему. Ограничением отображения устройств и мест установки является пользователем набор ресурсов, требуемых устройствам и предоставляемых местами установки. Кроме того, учитываются ограничения по пространственному разделению. Результатом работы алгоритма является схема, подобная изображенной на рис. 1.

Эта задача решается на основе требований, предъявляемых к периферийным устройствам в условиях заданной топологии. Результатом является отображение каждого устройства в одном месте установки. Может иметься несколько устройств на одно место установки. Как правило, для устройств требуется установочные ресурсы, которые должны обеспечиваться местами установки.

Предлагается алгоритм квазиоптимального распределения устройств по местам в пространстве с использованием модифицированного социального потенциала, аналогичного использованному в [3] для моделирования роя агентов. Сама задача оптимизации решается в рамках клеточно-автоматного формализма, идея какого применительно к задачам распределения ресурсов была почерпнута в работе [4].

Периферийные провода соединяют периферийные устройства с устройствами DIMA. Изложенная задача решается в условиях ограничения на количество проводов и на соединения между проводами в кабельных трассах. Если две задачи, которым требуются периферийные устройства, должны быть разделены, предполагается, что провода, идущие к периферийным устройствам, также должны быть разделены, т. е. провода нигде не должны пересекаться в своих трассах. Результатом присваивания периферийных проводов является трасса каждого периферийного провода. Она сопровождается перечнем всех кабельных трасс, соединений и мест установки, которые она пересекает. Набор всех трасс не должен превышать количество ресурсов в каждой из кабельных трасс, соединений или мест установки, при этом никакие две трассы не должны нарушать ограничение по разделению. Кроме того, в кабельных трассах и местах установки не должно размещаться неограниченное количество проводов, при этом оно должно ограничиваться диаметром или точками крепления.

Предлагается алгоритм поиска квазиоптимального назначения кабельных трасс с помощью алгоритма муравьиной колонии поиска оптимального пути на графе типа описанного в [5]. Отличительной особенностью алгоритма является параллельное существование нескольких муравьиных колоний.

3. ЗАДАЧА МИНИМИЗАЦИИ ДЛИНЫ КАБЕЛЯ

Идея алгоритма по своей сути заимствована из работы [6], где в некотором смысле сходный алгоритм применялся для создания

случайного ландшафта с заданными свойствами в целях проверки алгоритма нахождения оптимального пути из [7].

Пусть задана равномерная решетка в \mathbb{Z}^3 и подмножество $U \subset \mathbb{Z}^3$. Имеется множество средств $V = \{v_i | i = \overline{1, n}\}$, которые нужно разместить по ячейкам U . Для каждого средства $v \in V$ задан список средств $C(v) \subset V$, которые должны быть подсоединенены непосредственно к v . Необходимо разместить средства по решетке так, чтобы расстояния между всеми подсоединенными средствами было минимальным.

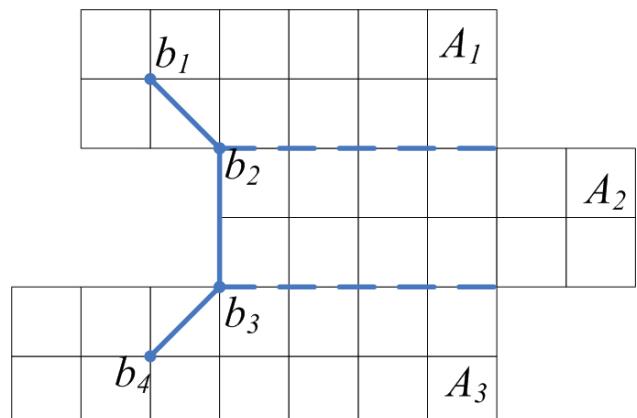


Рис. 2. Разбиение U на выпуклые подмножества

Поскольку $U \in \mathbb{Z}^3$ является, вообще говоря, невыпуклым и даже несвязным, определим расстояние ρ на U как геодезическое расстояние, т. е. расстояние между клетками x и y равно длине минимального решеточного пути между ними, а если такого пути нет, то расстояние будем считать бесконечным. Поскольку такое расстояние трудно вычисляется (требуется использовать, например, алгоритм Дейкстры или эвристические алгоритмы поиска кратчайшего пути типа A^*), то имеет смысл заранее выделить из U пересекающиеся лишь границами подобласти U_i^R , в которых U является замощением некоторого выпуклого связного подмножества \mathbb{R}^3 и полагать

$$\forall (x, y \in U_i^R) \quad \rho(x, y) = \|x - y\|_{\mathbb{R}^3},$$

а геодезическим расстоянием пользоваться лишь в том случае, когда $x \in U_i^R$ и $y \in U_j^R$, $i \neq j$. Можно пойти еще дальше, и приближать конечное геодезическое расстояние между клетками $y_0 \in U_0^R$ и $y_m \in U_m^R$, причем

кратчайший путь $L_0 \dots L_{m-1}$ от y_0 к y_m таков что $L_i \in U_i^R$, $i = 1, m-1$, как

$$\rho(x, y) = \sum_{i=0}^{m-1} \|y_i - y_{i+1}\|_{\mathbb{R}^3},$$

где y_{i+1} – ближайшая к y_i клетка на пересечении границ U_i^R и U_{i+1}^R (рис. 2).

Альтернативно, если множество U не меняется со временем, то возможно заранее, до процесса поиска оптимального размещения, составить таблицу геодезических расстояний между каждой парой клеток из U .

Введем понятие притягивающе-отталкивающего (социального) потенциала. Пусть для каждого средства $v_k \in V$ задана функция $\varphi_k : U \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ и также задана функция $\varphi_0 : U \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$. Эти функции отвечают следующим условиям ($C_k \geq 0$, $\alpha_l > 0$).

1. Пусть $d_0(i, j, l)$ – это расстояние от клетки $(i, j, l) \in U$ до границы ∂U (будем считать, что ∂U не содержитя в U), тогда $\varphi_0(i, j, l)$ монотонно возрастает при убывании $d_B(i, j, l)$. Для простоты будем считать, что

$$\varphi_0(i, j, l) = -\frac{c_0}{d_0(i, j, l)^{\alpha_0}}.$$

2. Пусть в клетке (i_1, j_1, l_1) находится средство v_k . Пусть $d(i_1, j_1, l_1; i_2, j_2, l_2) = d_k(i_2, j_2, l_2)$ – расстояние между клетками (i_1, j_1, l_1) и (i_2, j_2, l_2) . Тогда $\varphi_k(i, j, l)$ выражается как

$$\varphi_k(i, j, l) = \frac{c_{k1}}{d_k(i, j, l)^{\alpha_{k1}}} - \frac{c_{k2}}{d_k(i, j, l)^{\alpha_{k2}}}.$$

Будем считать, что на средство $v_s \in V$, находящееся в ячейке (i, j) , действует притягивающе-отталкивающий потенциал

$$\Phi_s(i, j, l) = \sum_{k=1}^n \delta_s(\varphi_k(i, j, l)),$$

где

$$\delta_s \circ \varphi_k = \begin{cases} 0, & s = k \\ 0, & v_s \notin C(v_k), \\ 1, & v_s \in C(v_k) \wedge s \neq k. \end{cases}$$

Обозначим как $P(i, j, l)$ средство (точнее, номер средства) в клетке (i, j, l) и будем считать, что $P(i, j, l) = 0$, если средства в данной клетке нет. Обозначим как $\mathcal{D} = \{(i, j, l) | i, j, l = \overline{-1, 1}\}$.

Предлагается следующий алгоритм 1.

0. Средства из V произвольно размещаются в U .

1. Каждой клетке $(i, j, l) \in U$ присваивается список $\{\varphi_k(i, j, l) | k = \overline{0, n}\}$.

2. Начинается функционирование клеточного автомата со следующей локальной функцией перехода:

2.1. Средство v_s в ячейке (i, j, l) выбирает такое возможное направление смещения $d = (d_1, d_2, d_3) \in \mathcal{D}$, что

$$\Phi_s(i + d_1, j + d_2, l + d_3) \rightarrow \max,$$

2.2. Если клетка $(i + d_1, j + d_2, l + d_3)$ свободна, то v_s перемещается в эту клетку,

2.3. Если клетка $(i + d_1, j + d_2, l + d_3)$ занята, но находящееся в ней средство планирует переместиться в клетку (i, j, l) , то средства меняются клетками,

2.4. Если клетка $(i + d_1, j + d_2, l + d_3)$ занята и находящееся в ней средство не планирует переместиться в клетку (i, j, l) , то помечаем d как невозможное, идем к шагу 1.1.

3. Возвращаемся к 1.

4. Если прошло тактов больше, чем максимально возможное количество или автомат стал стабилен, оканчиваем алгоритм.

Начальное размещение средств можно оптимизировать с помощью алгоритма 2.

0. Случайно размещаются n_0 средств из V (предпочтителен выбор средств с наибольшим $|C(v)|$).

1. Каждой клетке $(i, j, l) \in U$ присваивается список $\{\varphi_k(i, j, l) | k = \overline{0, n}\}$.

2. Случайно выбирается средство $v_k \in V$ и размещается в окрестности одного из уже размещенных средств в клетке (p, q, r) так, чтобы $\Phi_k(p, q, r) \rightarrow \max$.

3. Если в V еще остались неразмещенные средства, переходим к 1, иначе к 4.

4. Конец.

Вместо направлений $d \in \mathcal{D}$ и окрестностей лишь из смежных клеток, можно рассматривать пути из m направлений и окрестности из m слоев клеток.

4. РАЗМЕЩЕНИЕ УСТРОЙСТВ ПО МЕСТАМ УСТАНОВКИ

Пусть для каждой клетки U и для каждого устройства из V задана вероятность появления устройства в данной клетке $P : U \times V \rightarrow [0, 1]$.

Эту функцию возможно добавить к алгоритму предыдущего раздела и сформулировать п. 2.1. алгоритма 1 следующим образом

Средство v_s в ячейке (i, j, l) сортирует направления движения $d = (d_1, d_2, d_3) \in \mathcal{D}$, присваивая им веса $P(i + d_1, j + d_2, l + d_3)$ $\Phi_s(i + d_1, j + d_2, l + d_3)$ и выбирает направление с максимальным весом. Альтернативно, можно случайно взвешенно перемешать направления и выбрать первое из них.

5. НАЗНАЧЕНИЕ КАБЕЛЬНЫХ ТРАСС

Как было упомянуто выше, для поиска оптимальной кабельной трассы будет использован алгоритм типа муравьиной колонии. Пусть $V' \subseteq V$ множество устройств, которые должны быть соединены кабелями, и устройства-концентраторов. Также пусть задана матрица A для устройств из V' , которые должны быть соединены, $a_{ij} = 1$, если устройства v_i , v_j должны быть соединены и $a_{ij} = 0$ в противном случае. Также задана матрица B , $b_{ij} = 1$, если устройства v_i , v_j должны быть аппаратно разделены и $b_{ij} = 0$ в противном случае. Для каждого средства $v \in V$ задан список коммутационного оборудования $L(v)$, к которому оно может быть подключено.

Определим граф $\Gamma = (V, E, \psi)$, где E – множество соединений между средствами, $\psi: V \rightarrow U$ – функция соответствия средства и места установки, полученного на предыдущем этапе, и его подграф $\Gamma' = (V', E', \psi)$, вершинами которого являются средства из V' и коммутационное оборудование. Каждый муравей $m \in K_i$ в каждый момент t имеет список $M_i(m, t)$ уже посещенных узлов Γ' , в которые он больше не возвращается. Муравьи из K_i имеют «зрение», в том смысле, что стремятся посетить вершины v_j , такие что $a_{ij} = 1$. Множество целевых вершин $m \in K_i$ обозначим как $T(t, v_i) = L(v_i) \setminus M_i(m, t)$.

Каждому $v_i \in V'$ соответствует муравьиная колония K_i , которая помечает ребра Γ' своим собственным феромонам. Колонии могут «враждовать» друг с другом, так что феромон одной колонии является репеллентом для «враждебной» им, что нужно для разделе-

ния маршрутов. Для ограничения количества подключений к одному узлу примем, что феромон в концентрации выше определенной начинает действовать как репеллент. Таким образом, каждому ребру (r, s) между вершинами v_r и v_s соответствует вектор значений феромона $\tau_{rs}(t) = (\tau_{rs}^1(t), \dots, \tau_{rs}^{|V'|}(t))$, $\tau_{rs}^j(t)$ – уровень феромона колонии K_i в момент времени t .

Определим функцию восприятия феромона муравьем из k -й колонии

$$\theta_{rs}(k, t) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{|V'|} \tau_{rs}^i(t), & \forall(i) b_{ik} = 0, 0 < \sum_{i=1}^{|V'|} \tau_{rs}^i(t) \leq m_{rs} \\ \xi, & \sum_{i=1}^{|V'|} \tau_{rs}^i(t) = 0, \\ 0, & \text{в иных случаях.} \end{cases}$$

Здесь ξ – небольшое случайное число, $m_{rs} > 0$ – предельное количество подключений через ребро (r, s) .

Подытожим сказанное:

1. Муравей $m \in K_j$, переходя по ребру (r, s) в момент времени t , помечает его феромоном своей колонии K_j :

$$\tau_{rs}^j = \tau_{rs}^j + \frac{Q}{\Lambda(t, m)},$$

где $\Lambda(t, m)$ – длина пройденного пути в момент времени t муравьем m , Q – параметр системы порядка длины пути.

2. Муравьи, попав в одну из целевых вершин, помечают ее. Если оптимальный маршрут до этой вершины считается найденным, то она исключается из списка целевых для данной колонии.

3. Обозначим множество всех смежных с v_r вершин как $O(v_r)$. Вероятность перехода муравья $m \in K_i$ из вершины $v_r \in V'$ в соседнюю вершину $v_s \in V''$

$$P_{rs}(m, t) = \min_{v_j \in T(t, v_i)} \frac{\theta_{rs}(i, t)^\alpha (\rho(v_s, v_j))^{-\beta}}{\sum_{l: v_l \in O(v_r) \setminus M_i(m, t)} \theta_{rl}(i, t)^\alpha (\rho(v_s, v_l))^{-\beta}}.$$

4. С каждым тактом функционирования системы количество феромона колонии K_k испаряется по правилу

$$\tau_{ij}^k = (1-p)\tau_{ij}^k(t) + \sum_{m \in K_k} \frac{Q}{\Lambda(t, m)},$$

где $p \geq 0$ – скорость испарения феромона.

6. ПРИМЕР

Пример реальной задачи размещения устройств по местам установки изображен на рис. 2 (более подробно примеры описаны в [8]). Два модуля СРМ (центральный процессорный модуль) и один концентратор RDC с присвоенными задачами системы управления вентиляцией (VCS) должны присваиваться трем местам установки. Модулю СРМ требуются ресурсы охлаждения и гнезда. Ресурс охлаждения обеспечивается только путем фиксированного места установки модулей СРМ в отсеке авионики. Концентратор RDC, которому требуются только гнезда, может располагаться во всех трех местах установки. Его расположение в хвосте является оптимальным с точки зрения веса периферийной проводки, поскольку концентратор RDC устанавливается рядом с двумя из трех периферийных устройств. Таким образом, $V = \{CPM_1, CPM_2, RDC\}$, $U = \{Bay \times Cabin \times Tail\}$, где Bay – это связное множество из десяти клеток, $Cabin$ – из двух, $Tail$ – из трех клеток.

Как показано на рис. 3, программа оптимизации периферийных проводов отображает провода в кабельных трассах и местах установки. Исходя из задач и присвоенных периферийных устройств, а также реального места расположения каждой задачи и периферийного устройства, определяются трассы периферийных проводов в сети возможных кабельных трасс. Здесь муравьиные колонии размещаются в местах, занятых датчиком давления, исполнительными органами клапанов 1 и 2 и концентратором RDC.

7. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В статье были предложены алгоритмы, позволяющие найти квазиоптимальные решения задачи о размещении устройств по местам установки и задачи аппаратной маршрутизации между этими устройствами. В отличие от стандартных алгоритмов дискретной оптимизации, основанных на полном переборе, предлагаемые методы позволяют найти близкие к оптимальным решения с существенно меньшими затратами машинного времени.

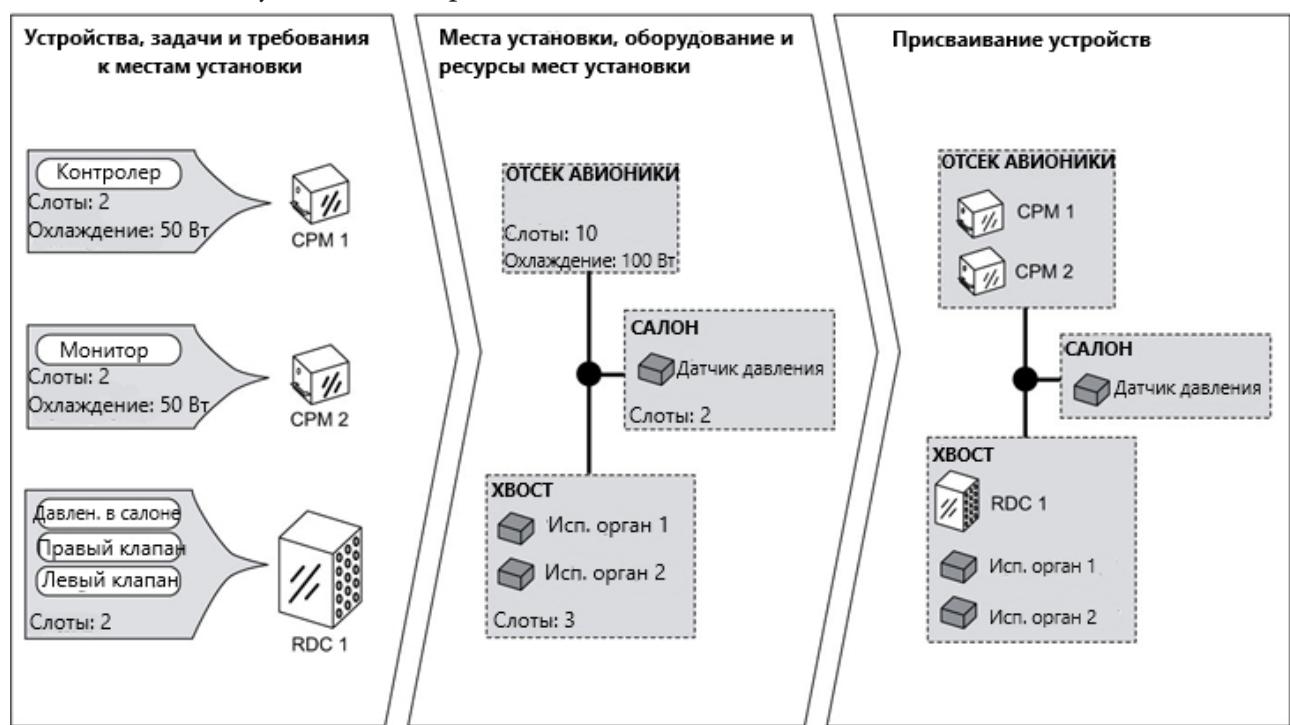


Рис. 3. Пример назначения мест установки

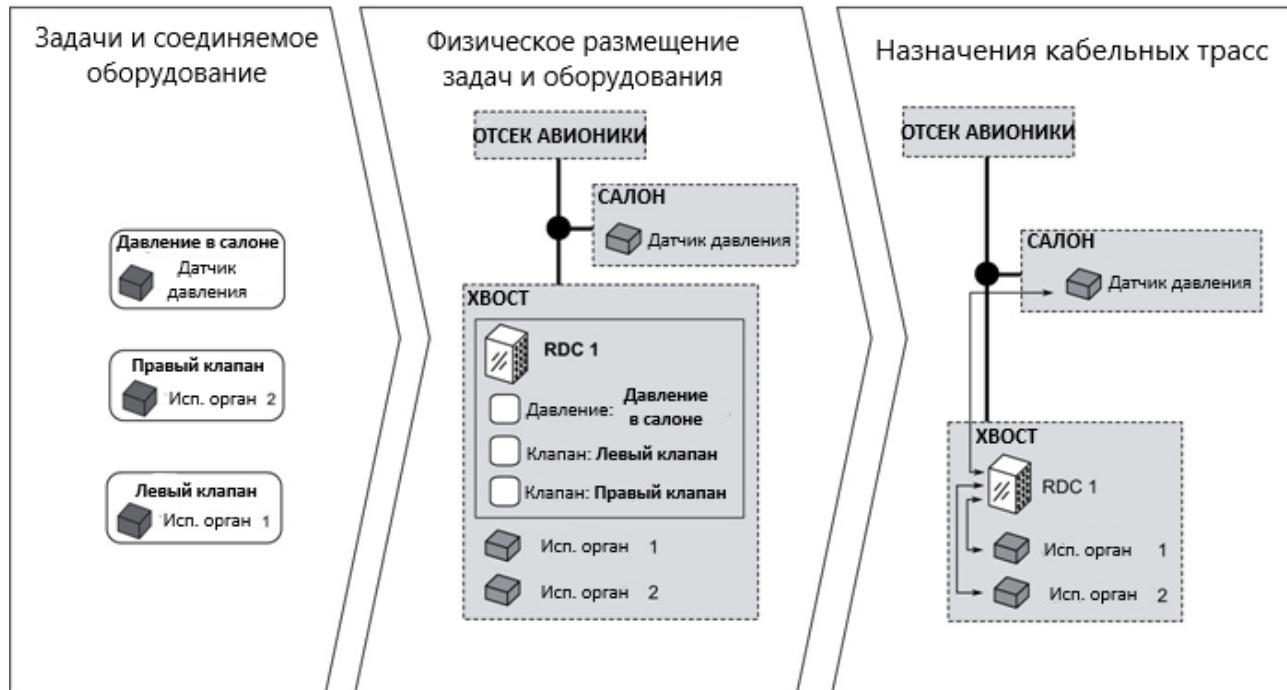


Рис. 4. Пример назначения кабельных трасс

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Bieber P., Boniol F., Boyer M., Noulard E., Pagetti C. New challenges for future avionic architectures. – AerospaceLab. – 4(11). – 2012.
2. Инструментальные средства проектирования систем интегрированной модульной авионики / Д. В. Буздалов, С. В. Зеленов, Е. В. Корныхин, А. К. Петренко, А. В. Страх, А. А. Угненко, А. В. Хорошилов // Труды Института системного программирования РАН. – 2014. – Т. 26, вып. 1, – С. 201–230.
3. Jones M. P., Dudenhoef D. D. A formation behavior for large-scale micro-robot force deployment // In Winter Simulation Conference, Los Alamitos, CA, USA, IEEE Computer Society. – 2000. – V. 01. – P. 972–982.
4. Epaminondas Sidiropoulos and Dimitrios Fotakis. Spatial optimization and resource allocation in a cellular automata framework // In Cellular Automata-Simplicity Behind Complexity, InTech, 2011. – P. 67–86.
5. Dorigo Marco, Di Caro Gianni, Gambardella Luca M. Ant algorithms for discrete optimization. Artif. Life. – 1999. – 5(2). – P. 137–172. – URL: <http://dx.doi.org/10.1162/106454699568728>
6. Kuznetsov A. Generation of a random landscape by given configuration entropy and total edge // Computational Technologies. – 2017. – 22(4). – P. 3–9.
7. Кузнецов А. В. Модель совместного движения агентов с трехуровневой иерархией на основе клеточного автомата // Журнал вычислительной математики и математической физики. – 2017. – Т. 57, № 2. – С. 339–349.
8. Annighöfer Björn. Model-based Architecting and Optimization of Distributed Integrated Modular Avionics. Aachen, Shaker Verlag. – 2015. – 312 p.

Кузнецов Александр Владимирович – канд. физ.-мат. наук, доцент, доцент Воронежского государственного университета.

E-mail: avkuz@bk.ru

Kuznetsov Alexander Vladimirovich – Candidate of Physico-Mathematical Sciences, Docent, Associate Professor at the Voronezh State University.

E-mail: avkuz@bk.ru

Сельвесюк Николай Иванович – д-р техн. наук, доцент, гл. научный сотрудник ГосНИИАС.

Тел.: +7-499-759-00-6

E-mail: selvesyuk@yandex.ru

Selvessiuk Nikolay Ivanovich – Doctor of Engineering Sciences, Docent, Chief Research Officer at the State Research Institute of Aviation Systems.

Tel.: +7-499-759-00-6

E-mail: selvesyuk@yandex.ru

Семенов Михаил Евгеньевич – д-р физ.-мат. наук, профессор, профессор Воронежского государственного университета.

E-mail: mkl150@mail.ru,

Semyonov Michael Evgenyevich – Doctor of Physico-Mathematical Sciences, Full Professor, Professor at the Voronezh State University.

E-mail: mkl150@mail.ru

Платошин Георгий Александрович – и.о. начальника сектора ГосНИИАС.

E-mail: gaplatoshin@2100.gosniias.ru

Platoshin Georgiy Aleksandrovich – Head of Sector at the State Research Institute of Aviation Systems.

E-mail: gaplatoshin@2100.gosniias.ru