БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. *Курейчик В.М., Лебедев Б.К., Лебедев О.Б.* Методы поисковой адаптации в задачах автоматизированного проектирования СБИС – М.: Физматлит, 2006. – 360 с.
2. *Курейчик В.М.* Биоинспирированный поиск с использованием сценарного подхода // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2010. – № 7 (108). – С. 7-13.
3. *Курейчик В.В., Курейчик В.М., Родзин С.И.* Концепция эволюционных вычислений, инспирированных природными системами // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2009. – № 4 (93). – С. 16-25.
4. *Бушин С.А., Курейчик В.В.* Размещение узлов и блоков радиоэлектронной и электронно-вычислительной техники на основе бионических методов // Программные продукты и системы. – 2010. – № 1 (89). – С 12-15.
5. Синергетика: процессы самоорганизации и управления: Учебное пособие / Под общей редакцией *А.А. Колесникова*. – Таганрог: Изд-во ТРТУ. 2004. – 360 с.
6. *Васильев В.И., Ильясов В.Г.* Интеллектуальные системы управления. Теория и практика: Учебное пособие. – М.: Радиотехника, 2009. – 392 с.

Статью рекомендовал к опубликованию д.т.н., профессор Л.С. Лисицына.

Курейчик Владимир Викторович
Технологический институт федерального государственного автономного образовательного учреждения высшего профессионального образования «Южный федеральный университет» в г. Таганроге.
E-mail: vkur@tsure.ru.
347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44.
Тел.: 88634383451.
Кафедра систем автоматизированного проектирования; заведующий кафедрой; д.т.н.; профессор.

Комар Анна Владимировна
E-mail: komarav@inbox.ru.
Кафедра систем автоматизированного проектирования; аспирантка.

Kureichik Vladimir Viktorovich
Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Autonomy Educational Establishment of Higher Vocational Education “Southern Federal University”.
E-mail: vkur@tsure.ru.
44, Nekrasovskiy, Taganrog, 347928, Russia.
Phone: +78634383451.
The Department of Computer Aided Design; Head of the Department; Dr. of Eng. Sc.; Professor.

Komar Ann Vladimirovna
E-mail: komarav@inbox.ru.
The Department of Computer Aided Design; Postgraduate Student.

УДК 681.31

Ю.О. Чернышев, А.Ю. Полуян

ПРИМЕНЕНИЕ БИОНИЧЕСКИХ АЛГОРИТМОВ ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ О НАЗНАЧЕНИИ

Рассматривается вопрос о сведении задачи о назначении к задаче об экстремальном пути на графе. Приводится методика сведения рассматриваемой задачи к задаче о кратчайшем пути. Основным ресурсом результативности и трудоемкости бионического поиска является распараллеливание, в работе представлена модифицированная схема параллельного бионического поиска на основе модели «островов». Предлагаемый алгоритм, дает возможность корректировки популяции в процессе его работы. Представлены результаты модели-

рования разработанного алгоритма решения задачи о кратчайшем пути и сравнительная оценка вычислительной сложности предложенного алгоритма с существующими.

Назначение; кратчайший путь; методы; модель; эффективность; вычислительная сложность; оценка; граф-дерева; матрица; параллельный.

Y.O. Chernyshov, A.Yu. Poluyan

APPLICATION OF BIONIC ALGORITHMS FOR THE DECISION OF A PROBLEM ON APPOINTMENT

The article consider the problem about transition from the problem about setting to the problem about the extreme path in a graph. The technique of data of a considered problem to a problem about the shortest way is led. The basic resource of productivity and labor input of bionic search is parallelizing, in work the modified scheme of parallel bionic search on the basis of model of "islands" is presented. The offered algorithm, gives the chance updating of population in the course of its work. Results of modeling of the developed algorithm of the decision of a problem about the shortest way and a comparative estimation of computing complexity of the offered algorithm with existing are presented.

Purpose; short-cut; methods; model; efficiency; computing difficulty; estimation; matrix; parallel.

Введение. Задача о назначении является частным случаем транспортной задачи [1]. Поэтому ее можно решать, например, методом потенциалов, алгоритмом Литла, а также венгерским методом [2,3]. Указанные алгоритмы определения оптимального назначения не дают заранее временной оценки решения, а некоторые из них не всегда приводят к оптимальным решениям. При практическом увеличении размеров матрицы ограничений применение этих методов также становится нецелесообразным. С целью сокращения вычислительной сложности решения задачи о назначении и получении глобального оптимального решения предлагается свести задачу о назначении к определению кратчайшего пути в графе.

Математическая модель задачи о назначении. Для задачи о назначении решение ее представляет собой перестановку ($p_1, p_2, \dots p_n$) чисел i=1,n, полученную в результате назначений вида $i \longrightarrow p_i$. Целью является нахождение на конечном множестве указанных перестановок минимума затрат $\sum\limits_i c_{ip}$, i =1,n.

Любую перестановку можно интерпретировать как точку в n^2-мерном евклидовом пространстве. При этом ее удобно представить в виде nxn – матрицы $X = // x_{ij} //$, где x_{ij} =I в случае назначения i-го кандидата на j-ю должность и x_{ij} =0 в противном случае. Чтобы не помешать применению программирования, заменим последнее условие другим: $x_{ij} \geq 0$. Минимум суммарных затрат запишется:

$$\min F = \sum_i \sum C_{ij} x_{ij}, \quad i,j = \overline{1,n}.$$

Тогда целочисленные условия недробления должностей и недопустимости совместительства выразятся:

$$\begin{aligned} \sum_j x_{ij} &= 1, \qquad j,i = \overline{1,n}, \\ \sum_i x_{ij} &= 1, \qquad i,j = \overline{1,n}. \end{aligned} \tag{1}$$

Сведения задачи о назначении к определению кротчайшего пути. Тривиальным способом решения задачи назначения является перебор всех n! возможных вариантов с оценкой эффективности каждого из них. Если построить граф-дерево назначений, то каждый путь в этом дереве, будет однозначно соответствовать одному варианту назначений [4].

В итоге решение задачи о назначении может быть сведено к определению кратчайшего пути на графе, который можно найти методом параллельного исследования всех возможных путей. Для этого рассмотрим матрицу $C^{=}$//Cij// при i,j = $\overline{1,n}$, столбцы которой соответствуют выполняемым работам, а строки – исполнителям. Множество *всех* вариантов назначений представляется в виде графа-дерева назначений, ветви которого Cij означают количественную форму эффективности выполнения j-й работы i-м исполнителем.

Дерево назначений строится следующим образом. Поскольку число работ равно числу исполнителей, то каждый из них должен быть назначен только на одну из работ. Поэтому в первой строке матрицы C нужно отметить всего один элемент Cij(j=$\overline{1,n}$). Но из первой строки можно выбрать любой элемент Cij(j=$\overline{1,n}$), поэтому из начальной вершины α (вершины нулевого уровня) дерева назначений будет исходить n ветвей, которое назовем ветвями первой зоны (рис. 1).

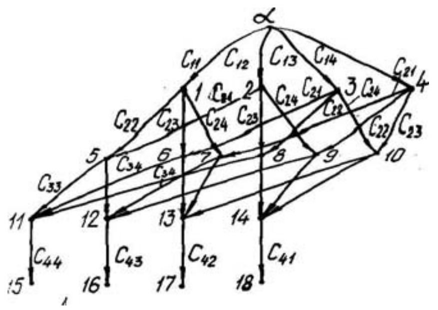

Рис. 1. Полный граф вариантов решения задачи о назначении

Под уровнем дерева понимается линия, охватывающая вершины, имеющие равное число исходящих ветвей. Ветви, соединяющие вершины *i*-го уровня с вершинами (*i*+1)-го уровня, назовем ветвями (*i*+1)-й зоны. Переход с уровня на уровень (*i*+1) соответствует назначению *i*-го исполнителя на одну из j-х работ. Поясним построение ветвей, лежащих во второй зоне. Из каждой вершины первого уровня должна исходить n-1 ветвь. Это объясняется тем, что после рассмотрения первой строки матрицы C переходим к рассмотрению второй строки. Поскольку из n элементов C_{1j} - первой строки уже выбран один, то во второй строке назначение C_{2j} должно выделяться из (n-1)-го элемента. При построении *i*-й зоны из каждой вершины (*i-1*)-го уровня будет исходить n-*i* ветвей.

Общее количество ветвей, содержащихся в дереве назначений, следующее:

$$m = 2n! + \frac{n!}{(n-k)!}, \quad k = \overline{1, n-2}.$$

Как видно, построение полного дерева назначений связано с большими трудностями. Так, уже для задачи на 7 работ оно будет состоять из 13,699 ветвей. Поэтому большой интерес представляет исследование возможностей сокращения числа ветвей в графе-дереве назначений по аналогии с графом дерева маршрутов для задачи коммивояжера [5].

При анализе полного графа-дерева можно заметить, что, начиная с некоторого уровня, исходящие из него ветви определяют одни и те же варианты последующих назначений. Так, уже на третьем уровне имеются вершины, которые можно объединить по две, на четвертом – по три и т.п., на n-ом – по n–I. После объединения получаем новое унифицированное дерево назначений (рис. 2).

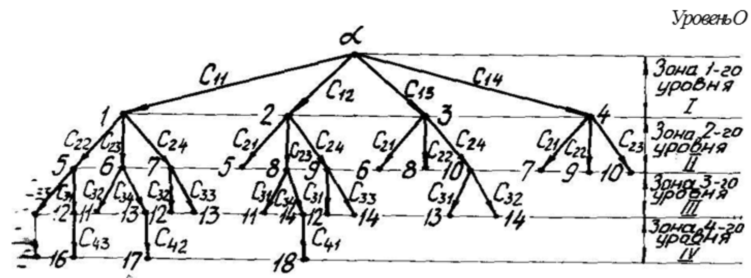

Рис. 2. Унифицированный граф вариантов решения задачи о назначении

Если в полном дереве количество ветвей, исходящих из соответствующих уровней, распределяется следующий образом:

I - n

П – n(n-1);

Ш - n(n-1)(n-2);

IY - n(n-1)(n-2)(n-3);

………………………

n-n!

то в у инфицированном дереве с 3-го уровня будет исходить количество ветвей в 2 раза меньше, чем в полном дереве. Поскольку во 2-й зоне произошло объединение по два, с 4-го уровня – в 2.3 =3! (после объединения во 2-й и 3-й зонах), с 6-го – в 4! и т.д., с n-го уровня – в (n-I)! раз меньше. Количество ветвей в унифицированном дереве распределится в зонах соответствующих уровней следующим образом:

$$I - n;$$

$$II - \frac{n(n-1)}{1!}$$

$$III - \frac{n(n-1)(n-2)}{2!};$$

$$IY - \frac{n(n-1)(n-2)(n-3)}{3!};$$

$$Y - \frac{n(n-1)(n-2)(n-3)(n-4)}{4!};$$

.

.

.

$$n-1-\frac{n(n-1)(n-2)...4*3*2}{(n-1)} = n$$

Тогда общее выражение для количества ветвей унифицированного дерева примет вид:

$$m_y = n + \frac{n(n-1)}{1!} + ... + \frac{n(n-1)(n-2)...3*2*1}{(n-1)!};$$
$$m_y = n\left[1 + \frac{(n-1)}{1!} + \frac{(n-1)(n-2)}{2!} + ... + \frac{(n-1)(n-2)...3*2*1}{(n-1)!}\right]; \qquad (2)$$

$$1 + \frac{(n-1)}{1!}X + ... + \frac{(n-1)(n-2)...2*1}{(n-1)}X^{n-1} = (1+X)^{n-1}. \qquad (3)$$

При X = I в состав выражения (2) входит разложение бинома Ньютона (3). Так как ряд (З) сходася пpи X = I, то его сумма определяется как

$$\lim_{x\to 1}(1+X)^{n-1} = 2^{n-1}.$$

Тогда

$$m_y = n2^{n-1}. \qquad (4)$$

Выражением (4) оценивает объем памяти, необходимый для решения задачи назначения n исполнителей на n работ. Для практического решения задачи также важно знать рост количества ветвей в графе при увеличении числа исполнителей и работ на единицу. На основании расчетных данных построены графики (рис. 3): *а* – для унифицированного дереве; б – для полного дерева, где по оси абсцисс отложено отношение количества ветвей дерева для $n + 1$ – исполнителя к количеству ветвей дерева для n исполнителей, а по оси ординат – число ветвей графа m.

Из этих графиков видно, что при анализе n! вариантов на полном дереве при увеличении количества исполнителей и работ в задаче от n до $n+1$ возрастает количество ветвей m дерева *в* $n+1$ раз тогда как при анализе того же количества вариантов на унифицированном дереве увеличение количества назначений на единицу вызывает рост количества ветвей в m<3 раз, а при увеличении n,m. Стремимся к двум, т.е.

$$\lim_{n\to\infty}\frac{m_y+1}{m_y} = \lim_{n\to\infty}\frac{(n+1)2^n}{n2^{n-1}} = \lim_{n\to\infty}\frac{n+1}{n}2 = 2.$$

Таким образом, задача назначения сведена к задаче о кратчайшем пути на графе с числом ветвей $m_y = n2^{n-1}$.

Если при решении задачи на графе найдено несколько равнозначных кротчайших путей, то это свидетельствует о том, что в матрице существует несколько равноценных назначений, для которых выполняется условия из (1).

Данный метод может быть успешно применен и при решении задачи назначения, для которой функция цели должна принять максимальное значение.

При этом критерием, оптимальности будет служить не минимум, а максимум , из (1) который запишется :

$$[MAX]F = \sum_{i,j} c_{ij}x_{ij}, i, j = \overline{1,n}.$$

Для нахождения оптимального назначения такой задачи на графе дерева назначений необходимо выделить длиннейший (критический) путь. Ветви, принадлежащие этому пути, соответствуют оптимальному назначению. При этом соотношения количества ветвей, необходимых для решения задачи, остаются прежним.

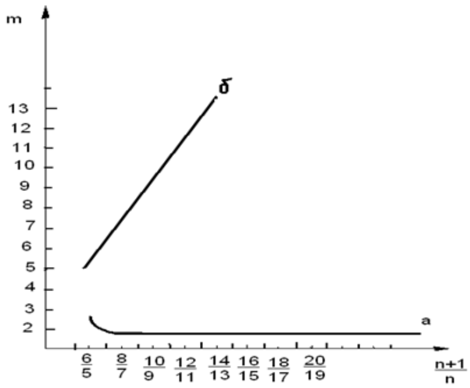

Рис. 3. График расчетных данных числа ребер графа – m от числа исполнителей – n для унифицированного (а) и полного (б) графов вариантов

Таким образом, используя подход к решению задачи коммивояжера на графе вариантов [5], предложен и математически обоснован новый способ решения за дачи о назначении через определение экстремального пути, который отличается от известного [1] тем, что в качестве модели используется упрощенный граф вариантов, топологически отображающий матрицу назначений, и позволяющий оценить и сократить объем памяти, необходимый для решения задачи, параллельно формировать оптимальный результат, соответствующий экстремальному пути.

Структурная схема параллельного бионического алгоритма для решения задачи об экстремальном пути. Бионический поиск как метод решения оптимизационных задач является мощным, гибким и универсальным вычислительным средством, он совместно моделирует биологическую эволюцию и эвристические алгоритмы, которые позволяют решать проблемы предварительной сходимости и получать наборы эффективных решений, оперативно проводить анализ полученных результатов, исследовать влияние различных ограничений на получаемый результат, помимо того, сокращают время поиска квазиоптимальных и оптимальных решений.

Основным ресурсом результативности и трудоемкости бионического поиска является распараллеливание, а именно, разбиение общей популяции на части и параллельное применение к ним модифицированных генетических операторов. Данный подход снижает временную сложность и опасность попадания в «локальную яму». На рис. 4 приведена схема параллельного бионического поиска на основе модели «островов». Необходимым условием эффективной работы бионического поиска является автоматизированная адаптивная настройка алгоритмов. Блок эволюционной адаптации – это специальный блок, который позволяет управлять процессом бионического поиска, т.е. он позволяет изменять порядок использования и применения схем поиска.

Также в этом блоке на основе обратных связей производится выбор используемой модели эволюции. Результаты работы блока эволюционной адаптации оказывают непосредственное влияние на процесс перестройки текущей популяции альтернативных решений и создания на ее основе новой популяции. Проводимая сортировка текущей популяции альтернативных решений позволяет повысить эффективность бионического поиска за счет большей структурированности множества альтернативных решений и дает возможность регулирования направления поиска. Таким образом, появляется дополнительный инструмент для самоадаптации и настройки параметров бионического поиска [6,7].

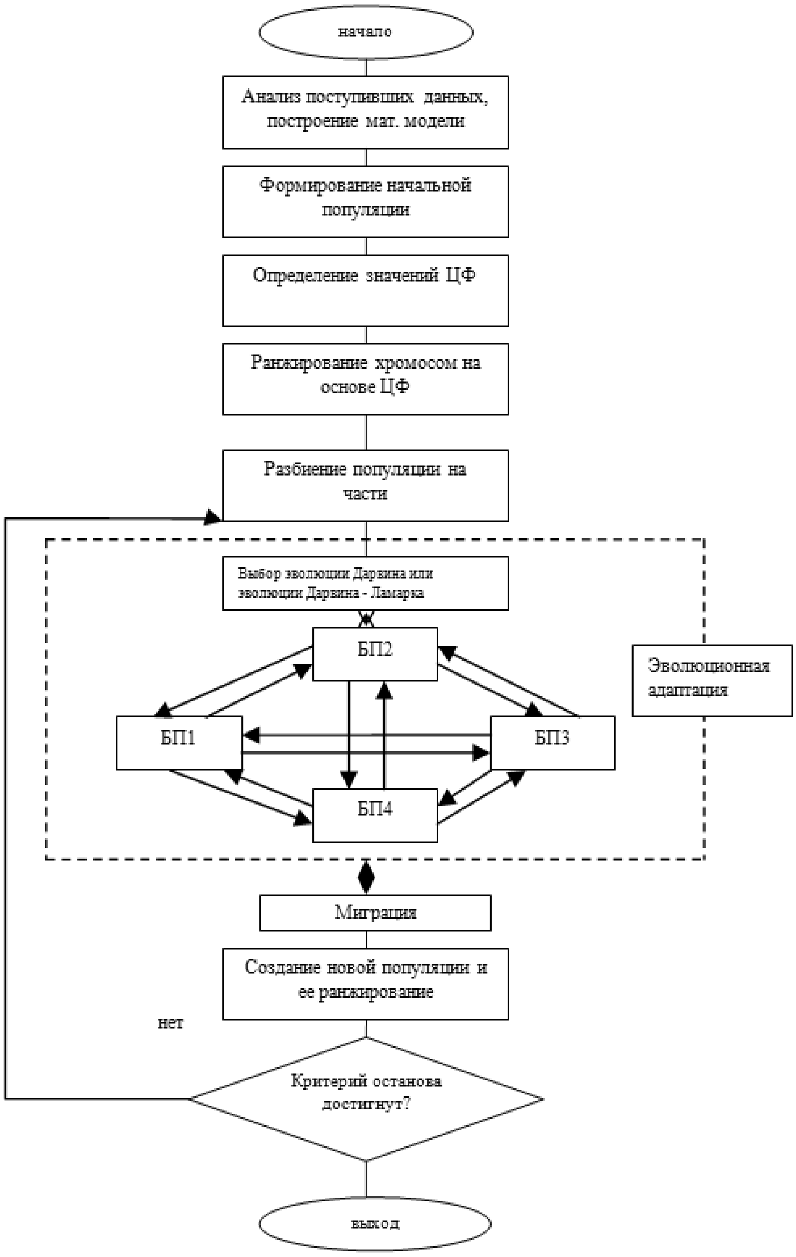

Рис. 4. Структурная схема параллельного бионического поиска

В данном алгоритме используются активное взаимодействие между локальным, генетическим и эволюционным поиском решений с применением разработанных модифицированных генетических операторов на основе «жадных» стратегий и поисковых методов. Предлагаемый алгоритм, дает возможность корректировать популяции в диалоговом режиме. Под корректировкой популяции понимается изменение порядка хромосом (переранжирование), удаление или добавление особей. Корректировка позволяет управлять процессом решения задачи на самом низком уровне (например, добавляя в популяцию решение, обладающее определенным качеством, чтобы ввести это качество во вновь создаваемых потомков). С помощью данной модели островов можно заставить подпопуляции соревноваться между собой. При этом, обмен особями между подпопуляциями как бы «подпитывает» их новым генетическим материалом, а эффект соревнования помогает преодолевать проблемы преждевременной сходимости.

Из гистограммы эффективности работы параллельного бионических алгоритмов (рис. 5) по сравнению с известными аналогами видно, что при размерностях задачи $n \geq 1000$ параллельный бионический алгоритм для решения задач об экстремальном пути показал преимущество по сравнению с существующими методами по точности решения на 15 %–25 %.

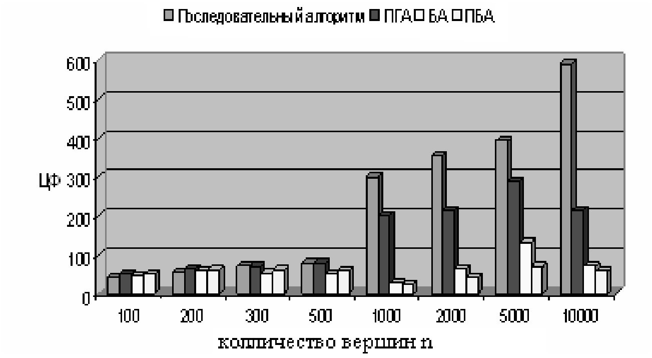

Рис. 5. Гистограмма зависимости ЦФ от количества вершин

где ПГА – простой генетический алгоритм; БА – бионический алгоритм; ПБА – параллельный бионический алгоритм.

Заключение. Проведенные вычислительные эксперименты позволили уточнить целесообразность решения задачи о назначении сведением к задачи об экстремальном пути на графе. Временная сложность предложенного ПБА $O(n^2)$, что позволяет сократить время решения задачи о назначении.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. *Вагнер Г.* Основы исследования операций. – М.: Мир, 1972. – Т. 1. – 335 с.
2. *Гольштейн Е.Г., Юдин Д.Б.* Задачи линейного программирования транспортного типа. – М.: Наука, 1969. –382 с.
3. *Кофман А.* Введение в прикладную комбинаторику. – М.: Наука, 1975. – 479 с.
4. *Чернышев Ю.О.* Электронное моделирование задачи о назначении. – В кн. Однородные цифровые и интегрирующие структуры. Вып 8. – Таганрог, ТРТИ, 1977. – С. 99-103.
5. *Чернышев Ю.О., Насекин В.А.* Сведение задачи выбора максимальных интервалов булевой функции к нахождению кратчайшего пути // Известия вузов. Электротехника. – 1974. – № 3. – С. 235-238.
6. *Чернышев Ю.О., Басова А.В., Полуян А.Ю.* Решение задач транспортного типа генетическими алгоритмами. – Ростов-на-Дону: ЮФУ, 2008. – 87 с.
7. *Курейчик В.В., Курейчик В.М., Родзин С.И.* Концепция эволюционных вычислений, инспирированных природными системами // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2009. – № 4 (93). – С. 16-25.

Статью рекомендовал к опубликованию д.т.н., профессор Н.А. Целигоров.

Чернышев Юрий Олегович
ГОУ ВПО Донской государственный технический университет.
E-mail: orfiki@rambler.ru.
г. Ростов-на-Дону, пл. Страны Советов, 1.
Тел.: 88632589136.
Д.т.н., профессор кафедры «Вычислительные системы и информационная безопасность».

Полуян Анна Юрьевна
Старший преподаватель кафедры «Вычислительные системы и информационная безопасность».

Chernyshev Jury Olegovich
The Don State Technical University.
E-mail: orfiki@rambler.ru.
1, Strana Sovetov Street, Rostov-on-Don, 344023, Russia.
Phone: +78632589136.
Dr. of Eng. Sc., Professor the Department «Computing Systems and Information Security».

Poluyan Anna Urievna
Head Lecturer of Chairs «Computing Systems and Information Security».

УДК 519.712.2

Л.А. Гладков

ИНТЕГРИРОВАННЫЙ АЛГОРИТМ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ РАЗМЕЩЕНИЯ И ТРАССИРОВКИ НА ОСНОВЕ НЕЧЕТКИХ ГЕНЕТИЧЕСКИХ МЕТОДОВ*

Предлагается интегрированный подход к решению задач размещения и трассировки СБИС основанный на их совместном решении с использованием нечетких генетических методов. Приводится описание рассматриваемой задачи и краткий анализ существующих подходов к ее решению. Дается описание структуры предложенного алгоритма, а также его основных этапов. Приводится описание разработанных эвристик, операторов и стратегий поиска оптимальных решений. В заключении представлено краткое описание проведенных вычислительных экспериментов, подтверждающих эффективность предложенного метода.

Размещение; трассировка; эволюционные вычисления; нечеткие генетические алгоритмы; нечеткий логический контроллер.

L.A. Gladkov

THE INTEGRATED ALGORITHM OF THE DECISION OF PROBLEMS OF PLACEMENT AND ROUTING ON THE BASIS OF FUZZY GENETIC METHODS

In work integrated approach to the decision of problems of placement and routing VLSI based on their joint decision with use of fuzzy genetic methods is offered. The description of a considered problem and the short analysis of existing approaches is resulted in its decision. The description of structure of the offered algorithm, and also its basic stages is given. The description developed heuristics, operators and strategy of search of optimum decisions is resulted. In the conclusion the short description of the spent computing experiments confirming efficiency of the offered method is presented.

Placement; routing; evolutionary calculations; fuzzy genetic algorithms; the indistinct fuzzy controller.

При создании новой электронной аппаратуры огромное значение имеют методы автоматизированного проектирования, которые позволяют создавать высоконадежные сверх- и ультрабольшие интегральные схемы (СБИС) в короткие сроки и при сравнительно низких затратах. Тенденция к росту степени интеграции СБИС приводит к существенному увеличению трудоемкости их проектирования, что вызывается ростом размерности решаемых при проектировании задач.

* Работа выполнена при частичной поддержке РФФИ (проект № 11-01-00122).