

УДК 681.3.001.63

**Б.К. Лебедев, В.Б. Лебедев**

**ПОИСКОВЫЕ ПРОЦЕДУРЫ КАНАЛЬНОЙ ТРАССИРОВКИ,  
БАЗИРУЮЩИЕСЯ НА МОДЕЛИРОВАНИИ АДАПТИВНОГО  
ПОВЕДЕНИЯ РОЯ ЧАСТИЦ В ПРОСТРАНСТВЕ РЕШЕНИЙ  
С НЕУПОРЯДОЧЕННЫМ ЛИНГВИСТИЧЕСКИМ ШКАЛИРОВАНИЕМ\***

*Предлагаются новые технологии, принципы и механизмы решения задачи трассировки, использующие математические методы, в которых заложены принципы природных механизмов принятия решений. Используется компактное символическое представление решения задачи трассировки. Это позволило организовать пространство решений, использующее неупорядоченное лингвистическое шкалирование, в рамках которого организован поисковый процесс, базирующийся на моделировании адаптивного поведения роя частиц. По сравнению с существующими алгоритмами достигнуто улучшение результатов.*

*Канальная трассировка; рой частиц; неупорядоченное лингвистическое шкалирование; оптимизация.*

**B.K. Lebedev, V.B. Lebedev**

**SEARCH PROCEDURES OF CHANNEL TRACE IN SPACE OF DECISIONS  
WITH DISORDER LINGUISTIC SCALES, BASED ON MODELLING OF  
ADAPTIVE BEHAVIOUR OF A PLENTY OF PARTICLES**

*New technologies, principles and mechanisms of the decision of a problem the traces using mathematical methods in which principles of natural mechanisms of decision-making are put in pawn are offered. It is used compact symbolical representations of the decision of a problem of trace. It has allowed to organize the space of decisions using disorder linguistic scales in which frameworks the search process which is based on modelling of adaptive behaviour of a swarm of particles is organized. In comparison with existing algorithms improvement of results is reached.*

*Channel routing; particle swarm optimization; disorder linguistic scales.*

**Введение.** Одной из важнейших задач при построении интеллектуальных систем автоматизированного проектирования (САПР) сверхбольших интегральных схем (СБИС), является трассировка соединений, которая во многом определяет качество топологии СБИС. Задача канальной трассировки (КТ) является хорошо изученной. Существуют сотни подходов к ее решению: алгоритмы левого конца, “жадные”, графовые алгоритмы, иерархические и т.д. [1]. Однако наличие новых тенденций в проектировании СБИС вызывает потребность в разработке новых подходов к ее реализации. Для сокращения времени решения, задач канальной трассировки используются различные эвристические способы ограничения перебора, основанные на математических закономерностях, позволяющих сократить временную и пространственную сложность алгоритма [1]. В последнее время для решения различных «сложных» задач, к которым относятся и задачи канальной трассировки, всё чаще используются способы, основанные на применении методов искусственного интеллекта [2]. Особенно наблюдается стремительный рост интереса к разработке алгоритмов, инспирированных природными системами [3,4].

---

\* Работа выполнена при поддержке: РФФИ (гранты № 09-01-00509, № 10-01-00115), г/б № 2.1.2.1652.

Одним из новых направлений таких методов являются мультиагентные методы интеллектуальной оптимизации, базирующиеся на моделировании коллективного интеллекта. Оптимизация с использованием роя частиц (Particle Swarm Optimization, PSO) – это метод поиска, который базируется на понятии популяции, и моделирует поведение птиц в стае и косяков рыб [5,6]. Рой частиц рассматривается как многоагентная система, в которой каждый агент (частица) функционирует автономно по очень простым правилам. В таких случаях говорят о роевом интеллекте (Swarm intelligence).

В работе излагается метод решения задачи канальной трассировки на основе роевого интеллекта и генетической эволюции. Это позволило организовать пространство решений, использующее неупорядоченное лингвистическое шкалирование, в рамках которого организован поисковый процесс, базирующийся на моделировании адаптивного поведения роя частиц. Предложена композитная архитектура многоагентной системы бионического поиска.

**Формирование символического представления решения задачи канальной трассировки.** При КТ каждая цепь, представляется в виде набора горизонтальных и вертикальных фрагментов. Задача трассировки в канале рассматривается как задача распределения фиксированного множества горизонтальных участков  $F = \{f_i | i=1, 2, \dots, N\}$  в множестве магистралей  $M = \{m_j | j=1, 2, \dots, L\}$ . На взаимное расположение горизонтальных фрагментов накладываются ограничения, задаваемые с помощью графа вертикальных ограничений (ГВО)  $G_V=(X,U)$  и графа горизонтальных ограничений (ГГО)  $G_H=(X,W)$  [1]. Вершина  $x_i$  в графе  $G_V$  и  $G_H$  соответствует фрагменту  $f_i$ . Наличие дуги  $(x_i, x_j)$  в  $G_V$  означает, что  $f_i$  в канале выше  $f_j$  для исключения наложения вертикальных отрезков. Считается, что  $f_i$  и  $f_j$  находятся в вертикальном конфликте. Ребро  $(x_i, x_j)$  в  $G_H$  означает, что  $x_i$  и  $x_j$  не могут быть размещены в одной магистрали. Число магистралей (ширина канала), необходимых для размещения в них горизонтальных участков с соблюдением ограничений, является основным критерием при трассировке. Цель оптимизации – минимизация ширины канала.

Разобьем множество горизонтальных фрагментов  $F$  на подмножества  $F_k, F = \{F_k | k=1, 2, \dots, V\}$  в соответствии со следующими правилами:

1.  $\bigcup_k F_k = F, \quad \forall (ij)[F_i \cap F_j = \emptyset]$ .
2. Любые два участка  $f_i \in F_k$  и  $f_j \in F_k$  находятся в горизонтальном конфликте и не могут быть помещены в одну магистраль.
3. Подмножества  $F_k$  сформированы и пронумерованы так, что все левые концы участков  $F_k$  расположены левее всех левых концов участков  $F_{k+1}$ .

Процедура разбиения  $F$  на  $F_k$  тривиальна и имеет линейную трудоемкость.

Пусть задан канал (рис. 1), произведено разбиение цепи на фрагменты и построены ГВО и ГГО. Подмножество горизонтальных фрагментов  $F$ , в соответствии с приведенным алгоритмом, разбивается на подмножества:

$$F_1 = \{f_1, f_{10}, f_2, f_8, f_3\}; F_2 = \{f_{11}, f_{12}, f_4\}; F_3 = \{f_5, f_{13}, f_9\}; F_4 = \{f_7, f_6, f_{14}\}.$$

Обозначим через  $\alpha_k$  – мощность подмножества  $F_k$ . Среди значений  $\alpha_k$  отыскивается максимальное –  $\alpha_{max}, \forall k[\alpha_{max} \geq \alpha_k]$ . Произведем нормирование подмножеств  $F_k$ , путем добавления в них  $(\alpha_{max} - \alpha_k)$  нулей в случайной последовательности. Получим  $F_1 = \{f_1, f_{10}, f_2, f_8, f_3\}; F_2 = \{f_{11}, 0, f_{12}, 0, f_4\}; F_3 = \{f_5, 0, f_{13}, f_9, 0\}; F_4 = \{f_7, 0, f_6, f_{14}, 0\}$ .

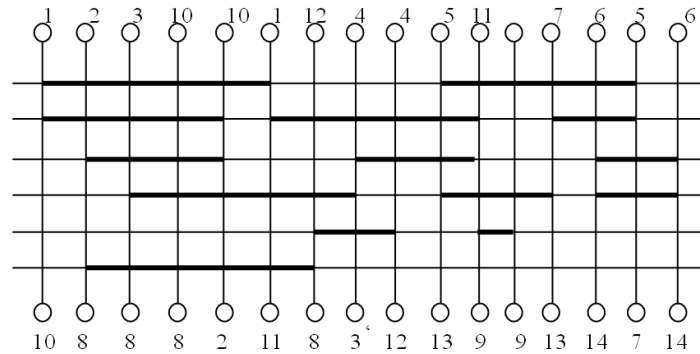


Рис. 1. Подмножество горизонтальных фрагментов

Для отображения решения задачи канальной трассировки (ЗКТ) формируется матрица  $D$ , число столбцов которой равно числу подмножеств  $F_k$ , а число строк равно  $\alpha_{max}$ . (рис. 2,а). В каждый  $k$ -й столбец в случайной последовательности заносятся элементы множества  $F_k$ . Для удобства на рис. 2 элементам матрицы  $D$  присвоены значения индексов фрагментов. Матрица  $D$  является исходным материалом для получения решения ЗКТ. Процедура получения решения ЗКТ по матрице  $D$  построена на основе алгоритма “левого конца” (АЛК). Магистралы заполняются последовательно, начиная с первой. Заполнение магистрали осуществляется следующим образом. Последовательно по строкам, начиная с первой, а в пределах строки слева направо просматриваются элементы матрицы  $D$ . Для каждого выбранного элемента матрицы (фрагмента) определяется возможность его размещения в текущей магистрали в соответствии с  $G_V$  и  $G_H$ . Если возможно, то фрагмент помещается в текущую магистраль и удаляется из  $D$ . По окончании просмотра матрицы  $D$  осуществляется сжатие всех столбцов, из которых удалялись фрагменты, снизу-вверх. После этого осуществляется переход к заполнению следующей магистрали.

В результате применения вышеуказанной процедуры к матрице  $D$ , показанной на рис. 2,а, магистрали будут заполнены следующим образом:  $m_1=\{1,5\}$ ;  $m_2=\{10,11,7\}$ ;  $m_3=\{2,13,6\}$ ;  $m_4=\{9,14\}$ ;  $m_5=\{4\}$ ;  $m_6=\{3\}$ ;  $m_7=\{12\}$ ;  $m_8=\{8\}$ .

$d_1$	$d_2$	$d_3$	$d_4$
1	11	5	7
10	0	0	0
2	12	13	6
8	0	9	14
3	4	0	0

а

$d_1$	$d_2$	$d_3$	$d_4$
1	4	0	6
10	12	5	0
2	11	0	7
3	0	13	14
8	0	9	0

б

Рис. 2. Символьное представление решения задачи канальной трассировки

Очевидно, что порядок распределения фрагментов по магистралям и их число полностью определяется порядком расположения элементов в  $D$  и существует некоторая  $D_{opt}$ , которой соответствует оптимальное решение. На рис. 2,б представлена такая матрица  $D_{opt}$ , а соответствующее ей решение представлено на рис. 3. Если считать, что элементы матрицы  $D$ , размещенные в одной строке,

размещаются в одной магистрали, то матрица  $D$  будет решением ЗКТ, если между элементами будут отсутствовать вертикальные и горизонтальные конфликты, т.е. отсутствуют нарушения ограничений, задаваемых ГВО и ГГО. Таким образом, матрица  $D$  является символьным представлением решения задачи канальной трассировки. В работе пространство решений представляется множеством матриц  $D$ . Поиск решения сводится к поиску такой матрицы  $D$ , т.е. к поиску такого порядка расположения элементов в  $D$ , который оптимизируют показатель качества (критерий).

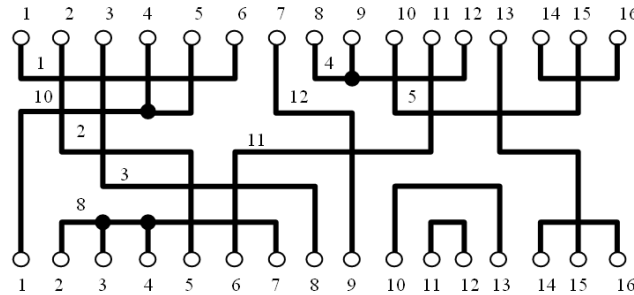


Рис. 3. Оптимальное решение

**Механизмы трассировки на основе роевого интеллекта.** В методе оптимизации роем частиц агентами являются частицы в пространстве параметров задачи оптимизации. Основу поведения роя частиц составляет самоорганизация, обеспечивающая достижение общих целей роя на основе низкоуровневого взаимодействия. Каждая частица связана со всем роем, может взаимодействовать со всем роем и она тяготеет к лучшему решению роя. Процесс поиска решений итерационный. На каждой итерации каждая частица перемещается в новую позицию. В каждый момент времени (на каждой итерации) частицы имеют в этом пространстве некоторое положение и вектор скорости. Для каждого положения частицы вычисляется соответствующее значение целевой функции. При определении следующего положения частицы учитывается информация о наилучшей частице из числа «соседей» данной частицы, а также информация о данной частице на той итерации, когда этой частице соответствовало наилучшее значение целевой функции, и на этой основе по определенным правилам частица меняет свое положение и скорость в пространстве поиска [6].

В каноническом методе роя частиц [7], использующем метрическое шкалирование, новая позиция частицы  $i$  определяется по следующей формуле:

$$x_i(t+1) = x_i(t) + v_i(t+1),$$

где  $v_i(t+1)$  – скорость перемещения частицы  $i$  из позиции  $x_i(t)$  в позицию  $x_i(t+1)$ . Начальное состояние определяется как:  $x_i(0)$ ,  $v_i(0)$ . Приведенная формула представлена в векторной форме.

Введем обозначения:

- ◆  $f_i(t)$  – текущее значение целевой функции частицы  $i$  в позиции  $x_i(t)$  (решение  $D_i(t)$ );
- ◆  $f^*(t)$  – лучшее значение целевой функции среди частиц роя в момент времени  $t$ , а  $x^*(t)$  – позиция с этим значением (решение  $D(t)$ );

- ◆  $x_i^*(t)$  – лучшая позиция частицы  $i$ , которую она посещала с начала первой итерации (решение  $D_i^*(t)$ ), а  $f_i^*(t)$  – значение целевой функции в этой позиции – лучшее значение частицы  $i$ .

Лучшие частицы с точки зрения целевой функции объявляются «центром притяжения». Векторы скоростей всех частиц устремляются к этим центрам.

В работе в отличие от стандартной парадигмы метода роя частиц вместо метрической (числовой) шкалы используется *неупорядоченное лингвистическое шкалирование*.

В нашем случае позиция  $x_i(t)$  соответствует решению, задаваемому матрицей  $D_i(t)$ . Число осей в пространстве решений равно числу столбцов  $D_{ik}(t)$  в матрице  $D_i(t)$ . Точками отсчета на каждой оси  $k$  являются значения лингвистической переменной  $x_{ik}(t)$  неупорядоченные друг относительно друга. Значением  $x_{ik}(t)$  является некоторая комбинация взаимного расположения элементов в  $k$ -ом столбце  $D_{ik}(t)$  матрицы  $D_i(t)$ . Позиция  $x_i(t)$ , то есть матрица  $D_i(t)$  является решением, а скорость  $v_i(t+1)$  рассматривается как средство изменения решения. В отличие от канонического метода роя частиц, в нашем случае скорость  $v_i(t+1)$  не может быть представленной в виде аналитического выражения. В качестве скорости  $v_i(t+1)$  выступает *процедура перемещения*, суть которой заключается в изменении взаимного расположения элементов в столбцах матрицы  $D_i(t)$ . Частица  $i$  перемещается в новую позицию с новыми значениями лингвистических переменных  $x_{ik}(t)$ .

Пусть «центром притяжения» частицы  $i$ , размещенной в позиции  $x_i(t)$ , является позиция  $x(t)$ . Рассмотрим работу процедуры перемещения, приводящую к модификации решения  $D_i(t)$ . Введем характеристику, отражающую степень различия между матрицами  $D_i(t)$  и  $D(t)$ . Для этого произведем сравнение взаимного расположения пары элементов в сравниваемых матрицах  $D_i(t)$  и  $D(t)$  у всех возможных пар, таких, что оба элемента пары принадлежат одному столбцу. Пусть  $S_{ik}(t)$  – число пар, у которых взаимное расположение элементов в  $k$ -ом столбце матриц  $D_i(t)$  и  $D(t)$  не совпадает. Общее число несовпадений определится следующим образом:

$$W_i(t) = \sum_k S_{ik}(t).$$

Чем больше  $W_i(t)$ , тем больше различие между  $D_i(t)$  и  $D(t)$ , и наоборот, чем меньше  $W_i(t)$ , тем различие между  $D_i(t)$  и  $D(t)$  меньше. Тяготение частицы в позиции  $x_i(t)$  к лучшей в позиции  $x(t)$  выражается в стремлении уменьшения различия между  $D_i(t)$  и  $D(t)$ , то есть уменьшения показателя  $W_i(t)$ . Будем считать, чем меньше различие между  $D_i(t)$  и  $D(t)$ , тем ближе позиция  $x_i(t)$  к лучшей позиции  $x(t)$ .

Модификация матрицы  $D_i(t)$ , то есть переход к матрице  $D_i(t+1)$ , производится путём выборочных групповых парных перестановок соседних элементов в столбцах матрицы  $D_i(t)$ .

На каждом шаге за два такта анализируются пары элементов в столбцах матрицы  $D_i(t)$  и осуществляется ее модификация, приводящая к уменьшению показателя  $W_i(t)$ .

На каждом такте рассматриваются множество непересекающихся пар элементов  $(d_{lk}, d_{l+1,k})$  матрицы  $D_i(t)$ , каждая из которых расположена в одном столбце  $D_{ik}(t)$  и в двух соседних строках  $l$  и  $l+1$ . Будем в дальнейшем первый элемент пары называть верхним, а второй нижним. На первом такте в каждом столбце  $D_{ik}(t)$  анализируется множество  $P_1$  непересекающихся пар элементов, у которых  $l$  – нечетное число:  $P_1 = \{(d_{1k}, d_{l+1,k}) \mid l=1,3,5,\dots, j=1,2,3,\dots\}$ ,  $P_1 = \{(d_{1k}, d_{2k}), (d_{3k}, d_{4k}), (d_{5k}, d_{6k}), \dots\}$ . На втором такте анализируется множество  $P_2$  непересекающихся пар элементов, у которых  $l$ -четное число:  $P_2 = \{(d_{lk}, d_{l+1,k}) \mid l=2,4,6,\dots, j=1,2,3,\dots\}$ ,

$P_2 = \{(d_{21}, d_{31}), (d_{41}, d_{51}), (d_{61}, d_{71}), \dots\}$ . Пары элементов на каждом такте анализируются независимо друг от друга. По результатам анализа принимается решение о перестановке элементов каждой пары, вычисляются показатели  $S_{ik}(t)$  и осуществляется модификация  $D_i(t)$ .

Если взаимное расположение рассматриваемой пары отличных от нуля элементов в столбце  $D_{ik}(t)$  матрицы  $D_i(t)$  не совпадает с взаимным расположением этих элементов в столбце  $D_k(t)$  матрицы  $D(t)$ , производится парная перестановка этих элементов в  $D_i(t)$ . При совпадении взаимного расположения элементов рассматриваемой пары в матрицах  $D_i(t)$  и  $D(t)$ , перестановка этих элементов не производится. Если один из элементов рассматриваемой пары имеет нулевое значение, то рассчитывается число нулей  $n_{i,0}^0$ , размещенных в столбце  $D_{ik}(t)$  над вторым (ненулевым) элементом и число нулей  $n_{i,0}^0$ , размещенных над таким же элементом в столбце  $D_k(t)$ . Если перестановка такой пары элементов в  $D_{ik}(t)$  приводит к уменьшению величины  $|n_{i,0}^0 - n_{i,0}^0|$ , то эти элементы переставляются. В противном случае перестановка этих элементов не производится. Таким способом осуществляется выравнивание числа нулей, расположенных выше и ниже рассматриваемого элемента в столбце  $D_{ik}(t)$  по отношению к столбцу  $D_k(t)$ .

Отметим, что изменение взаимного расположения пары соседних элементов в столбце  $D_{ik}(t)$  не приводит к изменению относительного расположения каждого элемента пары с остальными элементами столбца, а также к изменению взаимного расположения остальных элементов друг относительно друга. Локальная цель перемещения частицы  $i$  – достижение ею позиции с наилучшим значением целевой функции. Глобальная цель роя частиц – формирование решения ЗКТ в минимальном числе магистралей.

**Пример** работы процедуры перемещения. На рис. 4,а представлена матрица  $D(t)$ , на рис. 4,б – матрица  $D_i(t)$ , на рис. 4,в – матрица  $D_i^1(t+1)$ , полученная после первого такта, а на рис. 4,г – матрица  $D_i(t+1)$ , полученная после второго такта. Рассмотрим характерные ситуации. На первом такте в первом столбце матрицы  $D_i(t)$  рассматриваются пары  $\langle 1,3 \rangle$  и  $\langle 2,10 \rangle$ . Расположение элементов в паре  $\langle 2,10 \rangle$  не совпадает с расположением этих же элементов в первом столбце матрицы  $D(t)$ , поэтому производится парная перестановка этих элементов. В третьем столбце матрицы  $D_i(t)$  рассматриваются пары  $\langle 5,0 \rangle$  и  $\langle 9,13 \rangle$ . Значение второго элемента пары  $\langle 5,0 \rangle$  равно нулю. Рассчитывается число нулей  $n_{i,0}^0 = 0$ , размещенных в столбце над вторым (ненулевым) элементом пары  $\langle 5,0 \rangle$  со значением 5 в  $D_i(t)$  и число нулей  $n_{i,0}^0 = 1$ , размещенных в столбце над таким же элементом в  $D(t)$ . Перестановка пары элементов  $\langle 5,0 \rangle$  в  $D_i(t)$  приводит к уменьшению величины  $|n_{i,0}^0 - n_{i,0}^0|$ , поэтому элементы пары  $\langle 5,0 \rangle$  переставляются. На втором такте в первом столбце матрицы  $D_i^1(t+1)$  рассматриваются пары  $\langle 3,10 \rangle$  и  $\langle 2,8 \rangle$ . Расположение элементов в паре  $\langle 3,10 \rangle$  не совпадает с расположением этих же элементов в первом столбце матрицы  $D(t)$ , поэтому производится парная перестановка этих элементов. Аналогичные действия производятся во всех столбцах рассматриваемых матриц.

$D(t)$	$D_i(t)$	$D_i^1(t+1)$	$D_i(t+1)$
$d_1$ $d_2$ $d_3$ $d_4$	$d_1$ $d_2$ $d_3$ $d_4$	$d_1$ $d_2$ $d_3$ $d_4$	$d_1$ $d_2$ $d_3$ $d_4$
1 12 0 6	1 0 5 6	1 0 0 6	1 0 0 6
10 0 5 14	3 0 0 0	3 0 5 0	10 11 5 14
2 11 0 7	2 11 9 7	10 11 9 14	3 0 9 0
3 0 9 0	10 4 13 14	2 4 13 7	2 12 0 7
8 4 13 0	8 12 0 0	8 12 0 0	8 4 13 0
а	б	в	г

Рис. 4. Работа процедуры перемещения

Для учета одновременного тяготения частицы  $i$  к позициям  $x^*(t)$  и  $x^*_i(t)$  формируется центр притяжения  $x^c_i(t)$  этой частицы. Формирование  $x^c_i(t)$  осуществляется путем применения модифицированной процедуры перемещения к худшей позиции среди  $x^*(t)$  и  $x^*_i(t)$  для перемещения в направлении к лучшей из  $x^*(t)$  и  $x^*_i(t)$ . Отличие модифицированной процедуры перемещения состоит в том, что обязательные в процедуре перемещения перестановки в модифицированной процедуре перемещения осуществляются с заданной вероятностью  $\rho$ . После определения центра притяжения  $x^c_i(t)$  частица  $i$  с помощью процедуры перемещения перемещается в направлении  $x^c_i(t)$  из позиции  $x_i(t)$  в позицию  $x_i(t+1)$ .

По аналогии с каноническим методом роя частиц позицию  $x^*_i(t)$  будем называть когнитивным центром притяжения, а позицию  $x^*(t)$  социальным центром притяжения. Когнитивный центр выступает в роли индивидуальной памяти о наиболее оптимальных позициях данной частицы. Благодаря социальному центру, частица имеет возможность передвигаться в оптимальные позиции, найденные соседними частицами.

**Заключение.** По аналогии с эволюционными стратегиями, рой можно трактовать как популяцию, а частицу как индивида (хромосому). Отметим, что процедура перемещения фактически является оператором (назовем его роевым) с помощью которого изменяется текущее решение. Это дает возможность построения гибридной структуры поиска решения, основанную на сочетании генетического поиска с методами роевого интеллекта. Связующим звеном такого подхода является структура данных, описывающая в виде хромосомы решение задачи. Хромосома  $H_i$  является упорядоченной совокупностью генов  $g_{ik}$ , где каждый ген соответствует столбцу  $D_{ik}(t)$ , т.е. значением  $g_{ik}$  является некоторый вектор  $D_{ik}(t)$ .

Эксперименты показали, что целесообразно величину  $\alpha_{max}$  (число строк матриц  $D_i(t)$ ) априори увеличивать на 1-2. Общая оценка временной сложности при любом подходе к гибридизации лежит в пределах  $O(n^2)$ -  $O(n^3)$ . Исследованию подвергались примеры, содержащие до 1000 цепей. Тестирование производилось на бенчмарках. По сравнению с существующими алгоритмами достигнуто улучшение результатов в среднем на 5%. Вероятность получения глобального оптимума составила 0.8, а оценки локально оптимальных решений отличались от глобального оптимума в среднем на одну магистраль.

#### БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Курейчик В.В., Курейчик В.М., Родзин С.И. Концепция эволюционных вычислений, инспирированных природными системами // Известия ЮФУ. Технические науки. Тематический выпуск "Интеллектуальные САПР". – 2009. – № 4 (93). – С. 16-24.
2. МакКоннелл Дж. Основы современных алгоритмов. – М.: Техносфера, 2004.
3. Лебедев О.Б. Трассировка в канале методом муравьиной колонии // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2009. – № 4 (93). – С. 46-52.
4. Лебедев Б.К., Лебедев В.Б., Лебедев О.Б. Эволюционные механизмы трассировки в канале // Известия ЮФУ. Технические науки. Тематический выпуск "Интеллектуальные САПР". – 2008. – № 9 (86). – С. 12-18.
5. Engelbrecht A.P. Fundamentals of Computational Swarm Intelligence. John Wiley & Sons, Chichester, UK, 2005.
6. M. Clerc. Particle Swarm Optimization. ISTE, London, UK, 2006.

#### **Лебедев Борис Константинович**

Технологический институт федерального государственного образовательного учреждения высшего профессионального образования "Южный федеральный университет" в г. Таганроге.

E-mail: lbk@tsure.ru.

347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44.

Тел.: 88634371743.

Кафедра систем автоматизированного проектирования; профессор.

**Lebedev Boris Konstantinovich**

Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Educational Establishment of Higher Vocational Education “Southern Federal University”.

E-mail: lbk@tsure.ru.

44, Nekrasovsky, Taganrog, 347928, Russia.

Phone: 88634371743.

Department of Computer Aided Design; professor.

**Лебедев Владимир Борисович**

Технологический институт федерального государственного образовательного учреждения высшего профессионального образования “Южный федеральный университет” в г. Таганроге.

E-mail: lbk@tsure.ru.

347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44.

Тел.: 88634371743.

Кафедра системного анализа и телекоммуникаций; доцент.

**Lebedev Vladimir Borisovich**

Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Educational Establishment of Higher Vocational Education “Southern Federal University”.

E-mail: lbk@tsure.ru.

44, Nekrasovsky, Taganrog, 347928, Russia.

Phone: 88634371743.

Department of System Analysis and Telecommunications; associate professor.

УДК 321.3

**С.А. Бушин, В.В. Курейчик**

**ГЕНЕТИЧЕСКИЙ АЛГОРИТМ РАЗМЕЩЕНИЯ РАЗНОГАБАРИТНЫХ ЭЛЕМЕНТОВ\***

*Одним из важнейших этапов проектирования электронных устройств является размещение разногабаритных элементов на непрерывном монтажном пространстве. Основной целью решения задачи размещения следует считать создание наилучших условий для последующей трассировки. В статье рассмотрено представление решения задачи размещения, дана постановка и предложен модифицированный генетический алгоритм ее решения, отличающийся ориентацией размещаемых элементов в пространстве. Это позволяет минимизировать длину соединений и повысить качество размещения.*

*Задача размещения; генетический алгоритм; математическая модель; гиперграф.*

**S.A. Bushin, V.V. Kureychik**

**DIFFERENT-DIMENSION ELEMENTS PLACEMENT GENETIC ALGORITHM**

*Different-dimension elements placement in permanent wire area represents one of important stages of electronic devices design. The main aim of placement problem solution is the creation of the best conditions for the consequent routing. The representation of placement problem solution is considered in this article, the formulation and its solution modified genetic algorithm differing*

---

\* Работа выполнена при поддержке: РФФИ (гранты № 10-01-00115, № 10-07-90010), г/б № 2.1.2.1652.