4. *Кузовлев В.И., Шкатов П.Н.* Математические методы анализа производительности и надёжности САПР. – М.: Высшая школа, 1990. – 143 с.
5. *Сигорский В.П.* Математический аппарат инженера. – Киев: Техніка, 1975. – 765 с.
6. *Клейнрок Л.* Вычислительные сети с очередями. – М., 1979. – 221 с.
7. *Жожикашвили В.А., Вишневский В.М.* Сети массового обслуживания. Теория и применение к сетям ЭВМ. – М., 1988. – 193 с.
8. *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 к.т.н., доцент Д.П. Калачев.

Лисяк Владимир Васильевич
Технологический институт федерального государственного автономного образовательного учреждения высшего профессионального образования «Южный федеральный университет» в г. Таганроге.
E-mail: v-lisyak@yandex.ru.
347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44.
Тел.: 88634360524.
Кафедра систем автоматизированного проектирования; доцент.

Лисяк Наталия Константиновна
E-mail: NKL2004@mail.ru.
Кафедра систем автоматизированного проектирования; доцент.

Lisyak Vladimir Vasilievich
Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Autonomy Educational Establishment of Higher Vocational Education “Southern Federal University”.
E-mail: v-lisyak@yandex.ru.
44, Nekrasovskiy, Taganrog, 347928, Russia.
Phone: +78634360524.
The Department of Computer Aided Design; Associate Professor.

Lisyak Natalia Konstantinovna
E-mail: NKL2004@mail.ru
The Department of Computer Aided Design; Associate Professor.

УДК 681.325

О.Б. Лебедев

ГЛОБАЛЬНАЯ ТРАССИРОВКА НА ОСНОВЕ МУРАВЬИНОГО АЛГОРИТМА*

Излагается метод решения задачи глобальной трассировки на основе муравьиного алгоритма. С учетом особенностей задачи глобальной трассировки разработаны модифицированные механизмы поведения муравьев и структура пространства решений, в рамках которого организован поисковый процесс, базирующийся на моделировании адаптивного поведения муравьиной колонии. Отличительной особенностью представленного алгоритма глобальной трассировки, является то, муравьиная колония разбита на кластеры и поиск конкретного решения задачи покрытия осуществляется коллективом кластера муравьев. Основу поведения муравьиной колонии составляет самоорганизация, обеспечивающая достижения общих целей колонии на основе низкоуровневого взаимодействия внутри кластеров и между кластерами.

* Работа выполнена при частичной поддержке РФФИ (проекты: № 09-01-00509, № 10-07-00055).

Экспериментальные исследования проводились на IBM PC. По сравнению с существующими алгоритмами достигнуто улучшение результатов.

Роевой интеллект; муравьиная колония; адаптивное поведение; самоорганизация; глобальная трассировка, оптимизация.

O.B. Lebedev

GLOBAL ROUTING ON THE BASIS OF ANT ALGORITHM*

In work the method of the decision of a problem of global routing on the basis of ant algorithm is considered. Taking into account features of a problem of global routing the modified mechanisms of behaviour of ants and structure of space of decisions in which frameworks the search process which is based on modeling of adaptive behaviour of an ant colony is organized are developed. Distinctive feature of the presented algorithm of global trace, that is, the ant colony is broken on clusters and search of the concrete decision of a problem of a covering is carried out by collective of ants clusters. The basis of behaviour of an ant colony is made by the self-organizing providing achievements of overall aims of a colony on a basis of interaction inside clusters and between clusters.

Experimental researches were spent on IBM PC. In comparison with existing algorithms improvement of results is reached.

Swarm intelligence; ant colony; adaptive behaviour; self-organizing; global routing; optimization.

Введение. Алгоритмы глобальной трассировки можно разбить на два класса: последовательный и комбинаторный [1].

При последовательном подходе цепи распределяются по областям последовательно. В основе большинства из них лежит волновой алгоритм Ли и его модификации [1,2]. Качество решения во многом определяется порядком трассируемых соединений. Анализ существующих методов упорядочения показывает, что не существует радикального метода, гарантирующего оптимальную трассировку.

Сущность комбинаторных алгоритмов заключается в том, что для каждого соединения t_i формируется набор вариантов его реализации, т.е. набор вариантов прохождения его по областям. Цель задачи заключается в нахождении на заданном наборе таких вариантов, которые обеспечивают наилучшее решение задачи глобальной трассировки. Большинство алгоритмов [1–3] используют традиционные итерационные улучшающие структуры, основанные на слепом случайном поиске. Основным недостатком, присущим этому подходу, является вхождение алгоритмов в локальный оптимум, часто далекий от глобального оптимума. В последнее время для решения различных «сложных» задач, к которым относятся и задачи глобальной трассировки, всё чаще используются способы, основанные на применении методов искусственного интеллекта. Особенно наблюдается стремительный рост интереса к разработке алгоритмов, инспирированных природными системами [4,5]. Одним из новых направлений таких методов являются мультиагентные методы интеллектуальной оптимизации, базирующиеся на моделировании коллективного интеллекта [6,7]. Такие методы являются итеративными, эвристическими методами случайного поиска. Среди них особенно активно развиваются методы роевого интеллекта (Swarm Intelligence) [8,9], в которых совокупность сравнительно простых агентов конструирует стратегию своего поведения без наличия глобального управления. Одним из новейших мультиагентных методов интеллектуальной оптимизации является метод муравьиной колонии [10,11].

В работе излагается метод решения задачи глобальной трассировки на основе муравьиного алгоритма. С учетом особенностей задачи глобальной трассировки разработаны модифицированные механизмы поведения муравьев и структура пространства решений, в рамках которого организован поисковый процесс, базирующийся на моделировании адаптивного поведения муравьиной колонии. Разработана модификация метода муравьиной колонии для решения задачи глобальной трассировки, позволяющая находить приемлемые решения при меньших машинных затратах.

Постановка задачи. Для решения задачи распределения соединений по областям в качестве модели коммутационного поля (КП) используется граф $G=(X,U)$. Вершины графа $x_i \in X$ соответствуют областям $a_i \in A$. Если две области a_i и a_j имеют общую границу $b_к$, то вершины x_i и x_j, соответствующие этим областям, связываются ребром $u_k \in U$. Для каждого ребра u_k, связывающего вершины x_i и x_j, задается вес α_k, равный пропускной способности общей границы $b_к$ между областями, соответствующими вершинам x_i и x_j. Будем считать, что граф G метризован, т.е. каждая вершина $x_i \in G$ имеет координаты. Координаты вершины принимаются равными координатам центра соответствующей области.

На графе G множеству областей, связываемых цепью $t_i \in T$, соответствует множество вершин $X_i \in X$. Распределить цепь t_i по областям – это значит построить в графе G на множестве вершин X_i связывающую сеть (дерево Штейнера).

Пусть имеется некоторое решение задачи глобальной трассировки, в соответствии с которым построено множество связывающих сетей E. В качестве исходных данных для каждой цепи t_i задается параметр φ_i, равный ширине цепи плюс расстояние между цепями. Иногда для одной цепи задаются два параметра: $\varphi^1{}_i$ –при распространении цепи по горизонтали и $\varphi^2{}_i$ – по вертикали.

Пусть $E_j \in E$ – множество связывающих сетей, построенных для множества цепей $T_j \in T$, в состав которых входит ребро u_j. Обозначим через β_j сумму ресурсов, необходимых множеству связывающих сетей E_j для прохождения через ребро $u_j \in G$. Другими словами, сумму ресурсов, необходимых цепям множества T_j для пересечения границы b_j:

$$\beta_j = \Sigma\, \varphi_i, \ \ (i \mid t_i \in T_j).$$

Для каждого ребра u_j графа G определяется параметр $\boldsymbol{w_j=\alpha_j-\beta_j}$.

Введем функцию знака $sign(w_j)$:

$$sign(w_j) = +1, \text{ если } w_j > 0;$$
$$sign(w_j) = 0, \text{ если } w_j = 0;$$
$$sign(w_j) = -1, \text{ если } w_j < 0.$$

В качестве критерия оптимизации будем использовать величину:

$$F_1 = \sum_{j=1}^{m} sign(w_j)\cdot 1 \rightarrow \max.$$

Задача сводится к выбору такого допустимого распределения соединений по областям, при котором число границ b_j, чьих ресурсов недостаточно, минимально. Найдем в графе G минимальное значение параметра w_j и обозначим его w_{min}, т.е.

$$w_{min} \rightarrow \forall_j [w_{min} \le w_j].$$

В другой постановке задача представляется в виде:

$$F_2 = w_{min} \rightarrow \max.$$

Для нашей задачи цель оптимизации – максимизация параметра w_{min}. Действительно, чем больше остаток ресурсов, тем легче реализовать соединения при детальной трассировке, и абсолютно неприемлем результат, когда w_j имеет отрицательное значение.

Рассмотрим используемый в работе подход к распределению связывающих сетей по областям. Для каждой цепи t_i на множестве связываемых ею вершин X_i графа G с помощью алгоритма Прима [1] строится минимальное связывающее дерево (МСД) $R_i=\{r_{ik}|k = 1, 2,\ldots, n_i\}$, где r_{ik} – ребро минимального связывающего дерева. Назовем цепь в графе G, связывающую две вершины, s-маршрутом.

Для каждого ребра $r_{ik} \in R_i$ на графе G строится маршрут, связывающий соответствующие вершины. Каждому такому маршруту s_{ikz} соответствует множество $Г(s_{ikz})$ ребер графа G. Назовем такой маршрут двухтерминальным d-соединением или соединением. Некоторое решение задачи глобальной трассировки, заключается в том, что для всех ребер r_{ik} всех МСД цепей, выбраны варианты, реализующих их маршрутов (d-соединений). Итак, поиск решения сводится к поиску некоторого набора вариантов d-соединений для реализации ребер связывающих деревьев, оптимизирующего показатель качества (критерий).

К настоящему времени сложились два основных подхода к построению d-соединений [1,9]. Первый подход базируется на идеях волнового алгоритма Ли и заключается в последовательной реализации s-маршрутов.

Второй подход базируется на комбинаторных принципах. Задача решается в два этапа. На первом этапе формируется набор альтернативных вариантов s-маршрутов. Для каждого ребра r_{ik} на графе G строится набор $S_{ik}=Г(r_{ik})$ альтернативных вариантов s-маршрутов, равный $S_{ik}=\{s_{ikz}|z=1,2,\ldots,m\}$ (рис. 1). $S_i=\{S_{ik}|k=1,2,\ldots,n_k-1\}$ – множество наборов соединений цепи t_i. Формирование S_{ik} осуществляется исходя из следующих посылок: длина s_{ikz} должна быть минимальна; варианты различных s-маршрутов должны обеспечивать максимально возможное совпадение друг с другом.

В общем случае в набор S_{ik} для ребра $r_{ik}=(x_\mu, x_\nu)$ включаются все маршруты минимальной длины, соединяющие x_μ и x_ν в ортогональном графе G. На рис. 1 для ребра r_{ik}, связывающего x_μ и x_ν, существует 10 альтернативных s-маршрутов, проходящих через узлы с номерами 1–12:

s_{ik1} =(3,6,9,12,11,10), s_{ik2}=(3,2,1,4,7,10), s_{ik3}=(3,2,5,4,7,10) и т.д.

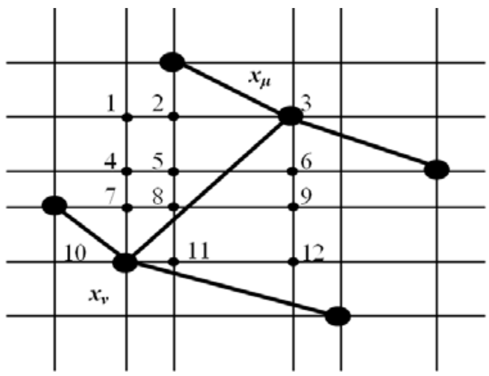

Рис. 1. Формирование альтернативных вариантов s-маршрутов

На втором этапе из каждого сформированного набора S_{ik} выбирается по одному s-маршруту s_{ikz}.

В работе рассматривается комбинаторный и параллельно последовательный подходы к построению d-соединений: каждый из s-маршрутов строится последовательно, но все $(n-1)$ s-маршрутов строятся параллельно. Оба рассматриваемых подхода базируются на методе муравьиной колонии.

Комбинаторный подход. Формируется массив всех соединений всех цепей $D=\{d_c|c=1,2,\ldots,n_d\}$. Строится граф поиска решений $H=(V,E)$. Число вершин равно $n_d \cdot n_v$, где n_d - число соединений всех цепей; n_v- число вариантов соединения. Граф H представляется в виде линейки вершин. Вершины сгруппированы по n_v штук в группе. Номер группы d_c соответствует номеру соединения. Вершины группы d_c соответствуют вариантам соединения d_c. Ребра соединяют вершины двух соседних групп. Ребра ориентированы. Исходят из группы с меньшим номером. Каждая вершина i-ой группы связаны со всеми вершинами $(i+1)$-ой группы. Необходимо в графе H построить ориентированный маршрут, включающий по одной вершине из каждой группы. Построенный маршрут будет определять выбранные варианты всех соединений всех цепей.

Дополнительно в графе H включается стартовая вершина v_0, в которую помещаются все муравьи. Муравей из стартовой вершины может попасть в любую вершину первой группы. Так как каждая вершина графа H, кроме последней в линейке, связана с n_v вершинами графа H, то число ребер графа H определится как $n_e=n_d \cdot n_v \cdot n_v$. На рис. 2 жирными линиями показан маршрут, построенный муравьем.

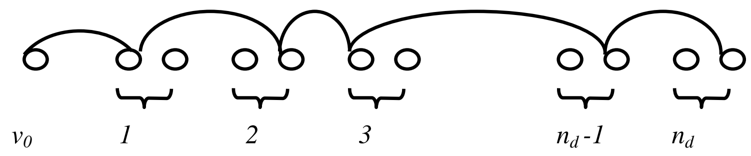

Рис. 2. Маршрут в графе H, определяющий выбранные варианты всех соединений всех цепей

Алгоритм поведения муравьиной колонии.

1. Для каждой цепи $t_i \in T$ на графе $G=(X,U)$ строится минимальное связывающее дерево $R_i=\{r_{ik}|k = 1, 2,..., n_i\}$.

2. Для каждого ребра r_{ik} на графе G строится набор $S_{ik}=\Gamma(r_{ik})$ альтернативных вариантов s-маршрутов, равный $S_{ik}=\{s_{ikz}|z=1,2,...,m\}$.

3. Формируется массив всех соединений всех цепей $D=\{d_c|c=1,2,...,n_d\}$. Установим соответствие между индексами $c= \Gamma(ik)$. Тогда $S_{ik}=S_c$, $s_{ikz}=s_{cz}$. Строится граф поиска решений $H=(V,E)$. Формируется n_d групп V_c вершин по числу соединений всех цепей. Устанавливается соответствие между вершинами графа H, входящими в группу V_c (V_{ik}), и вариантами s-маршрутов $s_{ikz} \in S_{ik}$.

4. На начальном этапе на всех ребрах графа H откладывается одинаковое (небольшое) количество феромона, равное Q/n_e , где $n_e =|E|$. Задается число итераций n_l.

5. $l=1$. (l – номер итерации).

6. Задается число муравьев n_a, которые помещаются в стартовую вершину $\boldsymbol{v_0}$.

7. (Алгоритм муравья). Каждый муравей a_σ строит на графе H маршрут M_σ, начинающийся с вершины $\boldsymbol{v_0}$, и включающий по одной вершине из каждой группы V_c. Рассчитывается оценка маршрута F_σ.

8. После построения всеми муравьями маршрутов, каждый муравей a_σ откладывает на ребрах построенного маршрута M_σ феромон в количестве

$$\Delta\tau_\sigma (l)= Q\cdot F_\sigma , \qquad (1)$$

где Q – базовое количество феромона, откладываемое муравьем a_σ на ребрах маршрута M_σ.

9. После того, как каждый агент отложил феромон, происходит общее испарение феромона на ребрах графа H в соответствии с формулой:

$$h_j = h_j (1- \rho), \qquad (2)$$

где ρ – коэффициент обновления, h_j – суммарное количество феромона, отложенного муравьями на ребре $e_j \in E$.

10. Выбор лучшего решения, полученного на протяжении всех выполненных итераций.

11. Если все итерации выполнены ($l=n_l$), то конец работы алгоритма, в противном случае $l=l+1$ и переход к пункту 6 для выполнения очередной итерации.

Алгоритм муравья (пункт 7).

1. σ=1. (σ -номер агента).

2. t=0, $M_\sigma(t)=\varnothing$. v(t) = $\mathbf{v_0}$. (t-номер шага)

3. c=t+1. Агент a_σ определяет множество ребер $E_\sigma(t+1)\in E$ кандидатов для включения в свой маршрут $M_\sigma(t+1)$, связывающих в графе H вершину v(t) с вершинами соседней группы V_c.

4. Рассчитывается стоимость C_j каждого ребра $e_j\in E_\sigma$ (t+1).

Пусть ребро e_j связывает вершину v(t) с вершиной $v_z\in V_c$. Пусть вершине $v_z\in V_c$ соответствует s-маршрут s_{ikz} в графе G. В s-маршруте s_{ikz} на графе G отыскивается ребро $u_k\in U$ с минимальным исходным весом (пропускной способностью) $\alpha(e_j)$. Другими словами $\alpha(e_j)$ – минимальная пропускная способность среди ребер s-маршрута s_{ikz} (в графе G), соответствующего вершине v_z, в которую входит ребро e_j маршрута $M_\sigma(t+1)$.

По формуле (3) – при мультипликативной свертке, либо по формуле (4) – при аддитивной свертке определяется потенциальная стоимость CR_j каждого ребра $e_j\in E_\sigma(t+1)$.

$$CR_j=(h_j)^{\lambda}\cdot(\alpha(e_j))^{\gamma} \quad (3)$$

$$CR_j=\lambda\cdot(h_j)+\gamma\cdot(\alpha(e_j)), \quad (4)$$

где h_j – количество феромона, отложенного на ребре e_j, λ и γ – управляющие параметры, которые подбираются экспериментально.

5.Для каждого ребра $e_j\in E_\sigma(t+1)$ рассчитывается вероятность P_j его включения в формируемый маршрут $M_\sigma(t+1)$.

$$P_j=CR_j/\sum_i CR_i \quad \text{для} \quad (i|e_i\in E_\sigma(t+1)).$$

6. Случайным образом в соответствии с рассчитанными вероятностями выбирается ребро $e_j\in E_\sigma(t+1)$, которое включается в маршрут $M_\sigma(t+1)$.

7. Определяется вершина $v_z\in V_c$ в которую входит ребро e_j. $v(t)=v_z$.

8. Если маршрут $M_\sigma(t+1)$построен, то переход к пункту 9, иначе $t=t+1$ и переход к пункту 3.

9. Осуществляется распределение соединений по областям в соответствии с вариантами, задаваемыми построенным маршрутом M_σ. Рассчитывается значение критерия $F_2=w_{min}\rightarrow$max, которое и будет оценкой F_σ маршрута M_σ.

10. Если $\sigma<(n_a-1)$, то $\sigma=\sigma+1$ и переход к пункту 2, иначе переход к пункту 11.

11. Окончание этапа построения муравьями маршрутов.

Отметим, что при комбинаторном подходе каждый муравей строит одно решение полностью.

Последовательно-параллельный подход. При последовательно-параллельном подходе одно решение строится кластером муравьев. Число муравьев в кластере равно числу всех соединений. Каждый муравей строит только одно соответствующее ему соединение на графе $G=(X,U)$. Каждое соединение строится отдельным муравьем последовательно, но все соединения строятся муравьями одного кластера параллельно. Число решений, формируемых муравьями независимо друг от друга на одной итерации равно числу кластеров.

Алгоритм поведения муравьиной колонии.

1. Для каждой цепи $t_i\in T$ на графе $G=(X,U)$ строится минимальное связывающее дерево $R_i=\{r_{ik}|k=1,2,\ldots,n_{ui}\}$.

2. На начальном этапе на всех ребрах графа $G=(X,U)$ откладывается одинаковое (небольшое) количество феромона, равное Q/n_u, где $n_u=|U|$. Задается число итераций n_l.

3. $l=1$. (l – номер итерации).

4. Задается число решений, формируемых муравьями независимо друг от друга на одной итерации – NR.

5. $nr=1$. (nr – номер текущего решения).

6. $i=1$. (i – номер цепи).

7. $k=1$. (k – номер ребра).

8. Определяется ребро $r_{ik}\in R_i$. За ребром r_{ik} закрепляется агент a_{ik}, который размещается в одной из вершин графа поиска решений $G=(X,U)$, связываемых этим ребром.

9. (Алгоритм муравья). Муравей a_{ik} строит на графе G маршрут s_{ikz}, соответствующий ребру r_{ik}.

10. Если построены соединения для всех ребер дерева R_i, то переход к пункту 11, иначе $k=k+1$ и переход к пункту 8.

11. Если построены соединения для всех ребер всех цепей, то переход к пункту 12, иначе $i=i+1$ и переход к пункту 7.

12. Рассчитывается оценка $F_{nr}(l)$ nr-го решения, полученного колонией муравьев на l-ой итерации.

13. Если получены все NR решений, то переход к пункту 14, иначе $nr = nr +1$ и переход к пункту 8.

14. Для каждого решения на ребрах маршрутов, построенных муравьями в этом решении на графе G, откладывается феромон в количестве

$$\Delta\tau_{nr}(l)= Q\cdot F_{nr}(l).$$

15. После того, как какждый агент отложил феромон, происходит общее испарение феромона на ребрах графа G в соответствии с нижеприведенной формулой.

16. Выбор лучшего решения, полученного на протяжении всех выполненных итераций $h_j = h_j\cdot(1-\boldsymbol{\rho})$, где $\boldsymbol{\rho}$ – коэффициент обновления.

17. Если все итерации выполнены, то конец работы алгоритма, в противном случае $l= l+1$ переход к пункту 4 для выполнения очередной итерации.

Последовательный алгоритм муравья.

1. Агент a_{ik} для построения маршрута графе G помещается в начальную вершину v_0, определенную в алгоритме колонии муравьев.

2. $t=0$, $s_{ik}(t)=\varnothing$. (*t-номер шага*).

3. Агент a_{ik} определяет множество ребер $U_{ik}(t+1)\in U$ кандидатов для включения в свой маршрут $s_{ik}(t+1)$. В $U_{ik}(t+1)$ входят ребра, смежные вершине v_0, не входившие в состав строящегося маршрута.

4. Рассчитывается стоимость C_j каждого ребра $u_j\in U_{ik}(t+1)$.

По формуле (5) – при мультипликативной свертке, либо по формуле (6) – при аддитивной свертке.

$$C_j=(h_j)^{\lambda}\cdot(\alpha_j)^{\gamma} \quad (5)$$

$$C_j = \lambda\cdot(h_j) + \gamma\cdot(\alpha_j), \quad (6)$$

где h_j – количество феромона, отложенного на ребре u_j; α_j – исходная пропускная способность ребра u_j; λ и γ – управляющие параметры, которые подбираются экспериментально.

5. Для каждого ребра $u_j\in U_{ik}(t+1)$ рассчитывается вероятность P_j его включения в формируемый маршрут $s_{ik}(t+1)$.

$$P_j=C_j \,/\sum_i C_i \quad \text{для} \quad (\, i|u_i\in U_{ik}(t+1)).$$

6. Случайным образом в соответствии с рассчитанными вероятностями выбирается ребро $u_j\in U_{ik}(t+1)$, которое включается в маршрут $s_{ik}(t+1)$. Определяется вершина v_j, связанная выбранным ребром u_j с вершиной v_0. $v_0= v_j$.

7. Если маршрут $s_{ik}(t+1)$построен, то переход к пункту 8, иначе $t= t+1$ и переход к пункту 3.

8. Конец работы алгоритма.

Заключение. Предложены новые алгоритмы решения задачи глобальной трассировки, использующие математические методы, в которых заложены принципы природных механизмов принятия решений. Отличительной особенностью представленного алгоритма глобальной трассировки, является то, муравьиная колония разбита на кластеры и поиск конкретного решения задачи покрытия осуществляется коллективом кластера муравьев. Основу поведения муравьиной колонии составляет самоорганизация, обеспечивающая достижения общих целей колонии на основе низкоуровневого взаимодействия внутри кластеров и между кластерами.

Экспериментальные исследования проводились на IBM PC. Временная сложность алгоритма (ВСА), полученная экспериментальным путем, практически совпадает с теоретическими исследованиями и для рассмотренных тестовых задач составляет (ВСА $\approx O(n^2)$).

Для проведения объективных экспериментов были использованы известные тестовые задачи, представленные в литературе и Интернет. Задачи, на которых был протестирован разработанный алгоритм, доступны в библиотеке OR-объектов (http://www.ms.ic.ac.uk/info.html). Для составления достоверных выводов был проведен не один, а серия опытов-экспериментов.

По сравнению с существующими алгоритмами достигнуто улучшение результатов на 2–3 %.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. *Деньдобренко Б.П., Малика А.С.* Автоматизация проектирования радиоэлектронной аппаратуры. – М.: Высшая школа, 2002.
2. *Alpert C.J., Mehta D.P., and Sapatnekar S.S.* Handbook of Algorithms for Physical Design Automation. – Boston, MA: Auerbach, 2009.
3. *Cho M., Xiang H., Puri R., and Pan D.Z.* “Wire Density Driven Global Routing for CMP Variation and Timing,” in Proc. Int. Conf. on ComputerAided Design, Nov 2006.
4. *Di Caro G., Ducatelle F., Gambardella L.M.* AntHocNet: An adaptive nature-inspired algorithm for routing in mobile ad hoc networks // European Transactions on Telecommunications. – 2005. – № 16 (5). – С. 443-455.
5. *Курейчик В.М.* Биоинспирированный поиск с использованием сценарного подхода // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2010. – № 7 (108). – С. 7-33.
6. *Курейчик В.М., Лебедев Б.К., Лебедев О.Б.* Поисковая адаптация: теория и практика. – М.: Физматлит, 2006.
7. *Лебедев Б.К., Лебедев В.Б., Лебедев О.Б.* Эволюционные механизмы трассировки в канале // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2008. – № 9 (86). – С. 12-18.
8. *Лебедев Б.К., Лебедев В.Б.* Глобальная трассировка на основе роевого интеллекта // Известия ЮФУ. Технические нгауки. – 2010. – № 7 (108). – С. 32-39.
9. *Курейчик В.В., Полупанова Е.Е.* Эволюционная оптимизация на основе алгоритма колонии пчел // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2009. – № 12 (101). – С. 41-46.
10. M. Dorigo and T. Stützle. Ant Colony Optimization. MIT Press, Cambridge, MA, 2004.
11. *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 Ю.О. Чернышев

Лебедев Олег Борисович
Технологический институт федерального государственного автономного 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; доцент.

Lebedev Oleg Borisovich
Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Autonomy Educational Establishment of Higher Vocational Education "Southern Federal University".
E-mail: lbk@tsure.ru.
44, Nekrasovsky, Taganrog, 347928, Russia.
Phone: +78634371743.
The Department of Computer Aided Design; Associate Professor.

УДК 681.3.001.63

С.Н. Щеглов

РАЗРАБОТКА ПРОГРАММНОГО МОДУЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ РАССЛОЕНИЯ ТРАССИРУЕМЫХ СОЕДИНЕНИЙ*

Решение задач автоматизации этапов конструкторского проектирования ЭВА, СБИС подразумевает большое число возможных проектных решений, которые необходимо исследовать, чтобы выбрать решение, которое бы отвечало входным требованиям. К данному типу относится задача трассировки соединений, которая является конечным этапом конструкторского проектирования.

В эволюционных алгоритмах задача сводится к изучению поведения фенотипа, процесс эволюции используется для изучения способности индивида адаптироваться в изменяющихся условиях. Помимо оптимальной с точки зрения задачи архитектуры, эффективность эволюционного поиска зависит от множества факторов. Их оптимальный выбор приводит к повышению скорости и устойчивости эволюционного поиска.

В работе рассматривается программный модуль решения задачи распределения по слоям трассируемых соединений. Определена структура поставленной задачи. Приведена укрупненная схема поиска решения задачи расслоения, основанная на методах эволюционного моделирования поиска оптимальных решений. Показан пример разработанного интерфейса, предоставляющего возможность отслеживания работы различных режимов программы. Рассмотрены различные этапы вычислительных экспериментов.

Автоматизация проектирования; трассировка; СБИС; алгоритм; функция; популяция; оптимум; вычислительные эксперименты.

S.N. Shcheglov

WORKING OUT OF THE PROGRAM MODULE OF THE DECISION OF THE PROBLEM OF STRATIFICATION OF TRACED CONNECTIONS

Meeting the challenges of the design stages of design automation VLSI involves a large number of possible design solutions, to explore, to choose a solution that would meet the input requirements. For this type of problem is the trace compounds, which is the final stage of con-struction ¬ Torsky design.

* Работа выполнена при частичной поддержке РФФИ (проекты: № 10-01-90017, № 10-01-00115).