

**Курносова Елена Евгеньевна**

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

E-mail: jienka@mail.ru.

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

Тел.: 8(8634)371-651.

Кафедра систем автоматизированного проектирования; аспирант.

**Полупанов Алексей Александрович**

Государственная Морская Академия им. адмирала Ф.Ф. Ушакова.

E-mail: polualex@mail.ru.

353918, г. Новороссийск, пр. Ленина, 93.

Тел.: 8-909-400-36-69.

Кафедра АВТ; доцент.

**Kurnosova Elena Evgenevna**

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

E-mail: jienka@mail.ru.

44, Nekrasovskiy, Taganrog, 347928, Russia.

Phone: 8(8634)371-651.

The Department of Computer Aided Design; post-graduate student.

**Polupanov Aleksey Aleksandrovich**

Admiral Ushakov State Maritime Academy.

E-mail: polualex@mail.ru.

93, Lenina Street, Novorossiysk, 353918, Russia.

Phone: 8-909-400-36-69.

Department of AVT; associate professor.

УДК 681.3.001.63

**О.В. Смирнова, Л.Р. Апаева**

**КОДИРОВАНИЕ И ДЕКОДИРОВАНИЕ ХРОМОСОМ ПРИ РЕШЕНИИ  
ЗАДАЧИ ПЕРЕРАСПРЕДЕЛЕНИЯ ВЫВОДОВ НА ОСНОВЕ  
ГЕНЕТИЧЕСКИХ ПРОЦЕДУР\***

*В статье рассматриваются способы кодирования и декодирования хромосом при решении задачи перераспределения выводов на основе генетического моделирования. Разработана структура хромосомы, которая дает возможность применения стандартных генетических операторов, а также возможность быстрого и эффективного декодирования, то есть построения по хромосоме решения.*

*Канальная трассировка; перераспределение выводов; кодирование и декодирование.*

**O.V. Smirnova, L.R. Apaeva**

**CODING AND DECODING HROMOSOM AT DECISION OF THE TASK  
OF THE REDISTRIBUTION OUTPUT ON BASE OF THE GENETIC  
PROCEDURES**

*Ways of the coding and decoding hromosom are considered In article at decision of the task of the redistribution output on base of genetic modeling. The Designed structure of the chro-*

---

\* Работа выполнена при поддержке г/б № 2.1.2.1652.

*mosome, which enables usethread standard genetic operator, as well as possibiity quick and efficient decoding that is to say buildings on chromosome of the decision.*

*Canal tracking; redistribution output; coding and decoding.*

Быстрый прогресс в технологии сверхбольших интегральных схем (СБИС) обуславливает потребность в новых средствах автоматизированного проектирования [1,2]. Разработчикам СБИС необходимы программные системы, позволяющие реализовывать схемы с сотнями тысяч и миллионами транзисторов на одном кристалле. Такие высокие характеристики практически недоступны для САПР предыдущих поколений и достигаются лишь программами, использующими наиболее совершенные и довольно сложные алгоритмы [1-3]. Количественный рост сложности объекта проектирования привел к качественным изменениям в методологии проектирования, к повышению роли математически строгих постановок и результатов. То новое, что появилось за последние годы в области синтеза топологии СБИС, и позволяет выйти на следующий уровень в программном обеспечении САПР.

При проектировании СБИС обычно решается стандартная задача. Элементы (вентили) расположены в рядах. Области между рядами (канал) используются для прокладки связей между элементами [3].

Некоторые канальные трассировщики дополнительно используют область выше и ниже канала, расположенных над верхним и нижним рядами элементов. В этих областях допускается однослойная трассировка.

Отдельные элементы (вентили) и выводы в пределах элементов могут быть взаимно заменены без изменения функции элементов. Взаимно замена (перераспределение) вентиля и выводов может уменьшить общую длину цепей, число пересечений, конфликтов и т.п., что создает условия для получения лучших результатов при канальной трассировке [1-4].

Задача минимизации внутрисхемных пересечений фактически представляет собой задачу линейного размещения и заключается в таком линейном расположении элементов дискретных устройств, при котором достигается требуемая характеристика устройства [1,2]. Под характеристикой можно понимать суммарную длину электрических цепей, соединяющих элементы, число пересечений электрических соединений, число электрических соединений, проходящих в каком-либо месте схемы, величину наиболее длинного соединения, суммарное время задержек электрических сигналов и т.п. [1-3].

Критерии линейного размещения выбираются в зависимости от предпочтительности характеристик размещаемых схем. Наиболее широко распространенным критерием является критерий минимизации суммарной длины соединений, поскольку он косвенным образом учитывает и большинство других критериев [3]. При выполнении на последующих этапах проектирования ортогональной трассировки соединений на первый план выступает критерий минимизации числа пересечений проводников в каналах, образованных между рядами линейно расположенных элементов. Минимизация числа пересечений приводит к уменьшению числа межслойных переходов и улучшению качества получаемых конструкций. Если каналы обладают ограниченными ресурсами, то важнейшим становится критерий минимизации ширины канала [3]. Под шириной канала понимается наибольшее число электрических соединений, одновременно проходящих в каком-либо его месте. Минимизация ширины канала приводит к уменьшению числа слоев для реализации соединений и сокращению числа межслойных переходов. В схемах СВЧ

существенным может оказаться критерий минимизации наиболее длинной связи, поскольку именно такие связи определяют характеристики этих схем [3,4].

Алгоритм перераспределения выводов построен на основе генетических эволюционных процедур.

Для реализации этих процедур, прежде всего, нужно представить решение в закодированном виде, в виде хромосомы. При разработке структуры хромосомы необходимо учесть специфику задачи перераспределения выводов. Хромосома должна нести информацию об эквивалентных контактах, группах выводов, их взаимном расположении и взаимном расположении групп друг относительно друга.

С другой стороны при разработке структуры хромосомы, необходимо учесть возможность применения к ним стандартных генетических операторов, а также возможность быстрого и эффективного декодирования, то есть построения по хромосоме решения.

Представим схему (рис. 1) с разнесенными по уровням вентилями в виде многоуровневого И-ИЛИ дерева (рис. 2).

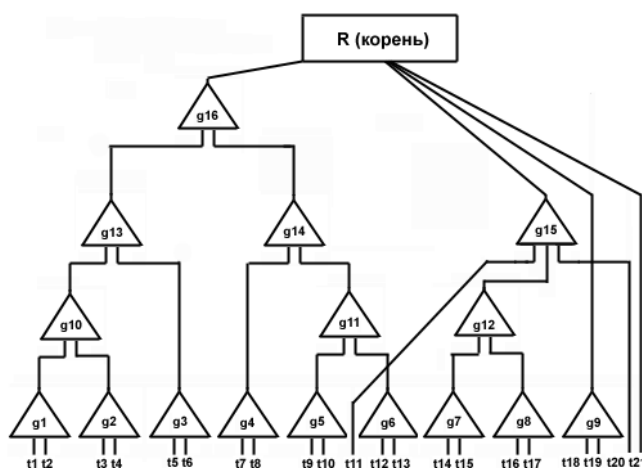


Рис. 1. Пример фрагмента схемы

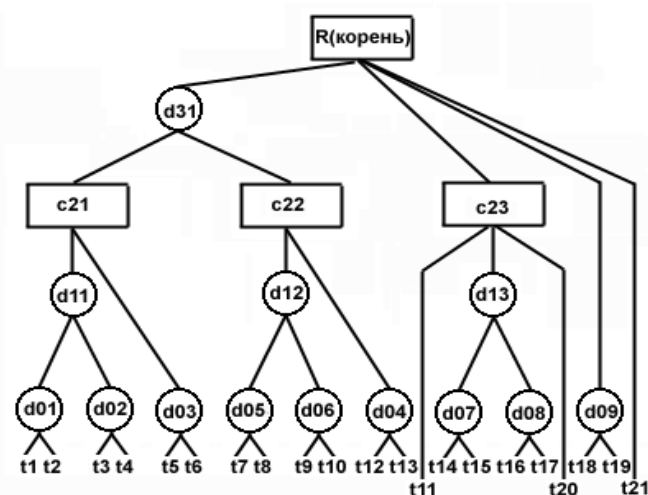


Рис. 2. Многоуровневое И-ИЛИ дерево

Висячие вершины графа И-ИЛИ соответствуют выводам  $t_1-t_{21}$ . Вершины  $d_{ij}$  (тип ИЛИ) и  $c_{ij}$  (тип И) соответствуют вентилям схемы на рис. 1  $i$  – это номер уровня;  $j$  – порядковый номер вершины на уровне. Единственная вершина типа  $R$  является объединяющей (корнем).

Если на входы некоторого вентиля  $g_n$  (рис. 1) поступают выходы взаимозаменяемых вентилях, то такой вентиль представляется в виде вершины  $d_{ij}$  (тип ИЛИ). Если входы вентиля не являются взаимозаменяемыми, то такой вентиль представляется вершиной  $c_{ij}$  (тип И) (рис. 2).

Преобразуем с помощью перестановки в линейке выводов  $t_1-t_{21}$  изображение на плоскости дерева И-ИЛИ таким образом, чтобы: во-первых, исключить пересечения, а во-вторых ветви, имеющие корнями взаимозаменяемые вершины, имели одинаковое изображение. Алгоритм таких преобразований тривиален. На рисунке (см. рис. 2) представлено преобразованное дерево И-ИЛИ. Преобразованное дерево обладает следующим свойством. Пусть имеются две взаимозаменяемые вершины  $c_{ij1}$  и  $c_{ij2}$  (или  $d_{ij1}$  и  $d_{ij2}$ ). При взаимном переключении  $c_{ij1}$  и  $c_{ij2}$  множество цепей, подключенных к множеству выводов  $P(c_{ij1})$ , переключаются на множество выводов  $P(c_{ij2})$ , при этом, что очень важно, порядок расположения цепей в линейке друг относительно друга не меняется. Аналогично производится перекоммутация цепей с  $P(c_{ij2})$  на  $P(c_{ij1})$ .

Введем одноименные и соответствующие вершинам И-ИЛИ дерева вектора  $d_{ij}$ ,  $c_{ij}$ ,  $R$ .

Элементами векторов нулевого уровня  $d_{0j}$  и  $c_{0j}$  являются номера цепей, подходящих к выводам, объединяемых вершинами  $c_{0j}$  и  $d_{0j}$ , при этом в векторе они расположены в том же порядке, в каком цепи подходят к выводам. В общем случае, элементами векторов  $d_{ij}$ ,  $c_{ij}$  являются выходы вентилях более низкого уровня, либо номера цепей, соответствующие «висячим» вершинам дерева И-ИЛИ, объединяемыми вершиной  $d_{ij}$ ,  $c_{ij}$ , но при этом все элементы в векторе расположены в том же порядке, в каком расположены соответствующие им вершины графа И-ИЛИ.

Например. Пусть на упорядоченное множество выводов:

$$W = \langle 1, 2, 3, 4, 5, 6, 9, 10, 12, 13, 7, 8, 11, 14, 15, 16, 17, 20, 18, 19, 21 \rangle,$$

дерева И-ИЛИ, (см. рис. 2) подходит соответственно упорядоченное множество номеров цепей:

$$S = \langle 5, 6, 7, 8, 9, 2, 5, 2, 3, 4, 8, 7, 6, 1, 2, 3, 4, 1, 6, 7, 8 \rangle,$$

изображенных на рис. 3:

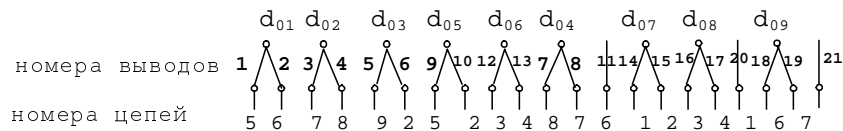


Рис. 3. Номера цепей подходящих к вентилям нулевого уровня

Сформируем базовый набор векторов  $d_{ij}^*$ ,  $c_{ij}$ ,  $R$ .

$$d_{01}^* = \langle 5, 6 \rangle; \quad d_{02}^* = \langle 7, 8 \rangle; \quad d_{03}^* = \langle 9, 2 \rangle; \quad d_{05}^* = \langle 5, 2 \rangle; \quad d_{06}^* = \langle 3, 4 \rangle; \quad d_{04}^* = \langle 8, 7 \rangle; \\ d_{07}^* = \langle 1, 2 \rangle; \quad d_{08}^* = \langle 3, 4 \rangle; \quad d_{09}^* = \langle 6, 7 \rangle; \quad d_{11}^* = \langle d_{01}^*, d_{02}^* \rangle; \quad d_{12}^* = \langle d_{05}^*, d_{06}^* \rangle; \quad d_{13}^* = \langle d_{07}^*, d_{08}^* \rangle; \\ c_{21} = \langle d_{11}^*, d_{03}^* \rangle; \quad c_{22} = \langle d_{12}^*, d_{04}^* \rangle; \quad c_{23} = \langle 6, d_{13}^*, 1 \rangle; \quad d_{31}^* = \langle c_{21}, c_{22} \rangle; \quad R^* = \langle d_{31}^*, c_{23}, d_{09}, 8 \rangle.$$

Если элементы вектора  $R$  рекурсивно покрывать элементами более низких уровней, пока не останутся только лишь номера цепей, то получится упорядоченный вектор номеров цепей  $S$ . Таким образом, вектор выводов  $W$  и набор векторов  $d_{ij}^*$ ,  $c_{ij}$  и  $R$  полностью задают порядок подключения цепей к выводам. В векторах типа  $c_{ij}$  и  $R$  порядок расположения элементов строго зафиксирован. В векторах типа  $d_{ij}$  элементы можно менять местами без изменения логических функций схем. Именно от взаимного расположения элементов в векторах  $d_{ij}^*$  зависит порядок подсоединения цепей к выводам.

Задача нашего алгоритма состоит в отыскании оптимального, в некотором смысле, варианта расположения элементов в векторах  $d_{ij}$ .

Представим некоторый вариант расположения элементов в векторах  $d_{ij}$  в виде хромосом. Каждый ген  $h_{ml}$  хромосомы  $H_m$  соответствует определенному вектору  $d_{ij}$  и с этой целью помечен меткой  $ij, ij = F(ml)$ . Обозначим  $h_{ml}$ , помеченный меткой  $ij$ , как  $h'_{ij}$ , т.е.  $h'_{ij} = \gamma(h_{ml})$ .  $h'_{ij}$  является вектором, число элементов которого  $n_{ij}$  равно числу элементов  $d_{ij}$ , то есть  $n_{ij} = |d_{ij}|$ . В векторе  $h'_{ij}$  записаны в некоторой последовательности числа от 1 до  $n_{ij}$ . Эта последовательность и определяет порядок расположения элементов в  $d_{ij}$ . Для восстановления  $d_{ij}$  по информации, записанной в  $h'_{ij}$ , необходимо наличие заранее сформированного базового  $d_{ij}^*$ , который имеет строго фиксированный вид. Используем выражения  $d_{ij}(1)$ ,  $c_{ij}(1)$ ,  $h_{ij}(1)$  и т.д. для обозначения 1-элемента векторов  $d_{ij}$ ,  $c_{ij}$ ,  $h_{ij}$ . Тогда связь между  $d_{ij}$  с одной стороны и  $d_{ij}^*$  и  $h'_{ij}$  с другой выражается в виде формулы:

$$d_{ij} = \langle d_{ij}^*(h'_{ij}(1)), d_{ij}^*(h'_{ij}(2)), \dots, d_{ij}^*(h'_{ij}(n_{ij})) \rangle.$$

Например. Пусть в хромосоме  $H_m$  имеется некоторый ген значением которого является список  $h'_{31} = \langle 2, 1 \rangle$  и пусть соответствующий этому гену базовый вектор  $d_{31}^* = \langle c_{21}, c_{22} \rangle$ .

Тогда, соответствующий хромосоме  $H_m$  вектор  $d_{31}$  вычисляется следующим образом:  $d_{31} = \langle d_{31}^*(h'_{31}(1)), d_{31}^*(h'_{31}(2)) \rangle$ . Учитывая, что  $h'_{31}(1) = 2$ , а  $h'_{31}(2) = 1$ , получим  $d_{31} = \langle d_{31}^*(2), d_{31}^*(1) \rangle = \langle c_{22}, c_{21} \rangle$ .

Объем ОЗУ, необходимый для хранения базового набора векторов  $c_{ij}$ ,  $d_{ij}$ ,  $R$  пропорционален величине  $N = \sum n_i$ , где  $n_i$  число входов вентиля  $g_i$ .

В пределе, т.е., когда все вектора являются векторами типа  $d_{ij}$ , объем ОЗУ, необходимый для хранения одной хромосомы, также пропорционален  $N$ . Тогда оценка пространственной сложности имеет вид:  $O(NM)$ , где  $M$  – объем популяции (число хромосом).

Трудоёмкость декодирования хромосомы связана с восстановлением по хромосоме векторов  $d_{ij}$ , а затем построения вектора  $S$  и имеет линейную зависимость от  $N$ .

Временная сложность процедуры декодирования хромосом всей популяции имеет оценку  $O(N \cdot M)$ . Достоинствами предложенной структуры хромосомы является простота; отсутствие сложных элементов; отсутствие зависимостей между генами, что упрощает обработку генетическими операторами; линейная пространственная сложность и линейная временная сложность декодирования хромосомы.

#### БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Емельянов В.В. Теория и практика эволюционного моделирования / В.В. Емельянов, В.М. Курейчик, В.В. Курейчик. – М.: Физматлит, 2003. – 412 с.
2. Лебедев Б.К. Интеллектуальные процедуры синтеза топологии СБИС / Б.К. Лебедев. – Таганрог: Изд-во ТТИ ЮФУ, 2003. – 108 с.

3. *Лебедев О.Б.* Непрерывная модель учета паразитных помех при трассировке канала / Е.А. Зубков, О.Б. Лебедев // Известия ТРТУ. Тематический выпуск "Интеллектуальные САПР". – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 2006, №8(63). – С. 280-281.
4. *Лебедев В.Б.* Размещение с учетом критериев трассируемости / В.Б. Лебедев, С.А. Степаненко // Известия ТРТУ. Тематический выпуск "Интеллектуальные САПР". – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 2006, №8(63). – С. 287-289.

**Смирнова Ольга Валентиновна**

Ростовская-на-Дону государственная академия сельскохозяйственного машиностроения (РГАСХМ).

E-mail: prcom@rgashm.ru.

344023, г. Ростов-на-Дону, ул. Страны Советов, 1.

Тел.: 8(863)255-24-02.

Кафедра прикладной математики и вычислительной техники; доцент.

**Апаева Луиза Романовна**

Ростовская-на-Дону государственная академия сельскохозяйственного машиностроения (РГАСХМ).

E-mail: pmivt@rgashm.ru.

344023, г. Ростов-на-Дону, ул. Страны Советов, 1.

Тел.: 8(863)258-91-36

Кафедра прикладной математики и вычислительной техники; ассистент.

**Smirnova Olga Valentinovna**

Rostov-on-Don State Agricultural Engineering Academy.

E-mail: prcom@rgashm.ru.

1, Strana Sovetov Street, Rostov-on-Don, 344023, Russia.

Phone: 8(863)255-24-02.

The applied mathematics and computer facilities; associate professor.

**Апаева Луиза Романовна**

Rostov-on-Don State Agricultural Engineering Academy.

E-mail: pmivt@rgashm.ru.

1, Strani Sovetov street, Rostov-on-Don, 344023, Russia.

Phone: 8(863)258-91-36.

The applied mathematics and computer facilities; assistant.