

Метод глобальной трассировки матричных больших интегральных схем

Назаров А.В.

*Московский авиационный институт (национальный исследовательский университет), МАИ, Волоколамское шоссе, 4, Москва, А-80, ГСП-3,
125993, Россия
e-mail: naza46@post.ru*

Аннотация

В статье представлен алгоритм выполнения первого этапа трассировки матричных больших интегральных схем (МБИС) – этапа глобальной трассировки, повышающий эффективность проведения заключительного этапа синтеза проводников – этапа раскладки межсоединений в каналах. В основу алгоритма положен метод Беллмана-Калаба, модифицированный введением системы штрафов, которые позволяют учитывать в процессе синтеза трасс весьма ограниченный ресурс магистралей МБИС.

Ключевые слова: трассировка, глобальная трассировка, ресурс магистралей, автоматизация проектирования, базовый матричный кристалл, алгоритм, штрафная функция.

Введение.

Проблема повышения сроков активного существования космических аппаратов при воздействии радиационных факторов космического

пространства является крайне актуальной в связи с широким применением высокоинтегрированных изделий микроэлектроники в бортовой и космической аппаратуре. В последние годы проводятся интенсивные исследования возможности применения больших интегральных схем (БИС), выполненных по технологии комплементарных металл-окисел-полупроводниковых (КМОП) больших интегральных схем (БИС) [1] и КМОП БИС, выполненных по технологии «кремний на изоляторе» [2] в аппаратуре двойного назначения для построения различных систем управления и контроля космических объектов, атомных энергосистем, исследовательских ядерных центров и т.п.

Применение КМОП БИС, реализованных в указанном базисе, позволяет существенно повысить «живучесть» космической аппаратуры, поскольку решает две основных проблемы:

- обеспечивает стойкость электронной аппаратуры к радиации;
- обеспечивает стойкость бортовой аппаратуры к, так называемым, тиристорным эффектам, возникающим в названных БИС из-за перехода к с субмикронными нормами их проектирования.

При проектировании топологии базовых элементов и типовых функциональных блоков КМОП БИС двойного назначения, остается актуальной проблема эффективной трассировки проводников, предполагающей стопроцентную гарантию разводки трасс в автоматическом режиме [5]. Собственно процедура трассировки состоит из этапов глобальной (этап 1) и локальной (этап 2) трассировки. Задачей первого этапа является подготовка

списка соединений для реализации в каждом из каналов. Задачей второго – является бесконфликтная укладка сегментов трасс по магистралям внутри каждого канала между выводами, назначенными на предыдущем этапе, обычно называемым *глобальным трассировщиком*. По вопросам локальной трассировки имеется достаточное число публикаций, что нельзя сказать о методах глобальной трассировки, хотя именно на этом этапе решается вопрос о возможности реализации заданной схемы в виде конкретной топологии БИС.

Предлагаемый метод. Последние литературные источники [4] и диссертационные работы [5] касаются решения данной проблемы для многослойных конструкций плат и БИС. В настоящей работе предлагается алгоритм глобальной трассировки БИС, реализованной на полужаказном базовом матричном кристалле (БМК) с весьма ограниченным ресурсом магистралей.

Содержание этапа глобальной трассировки состоит в распределении сегментов трасс между каналами по критерию равномерности их загрузки, не допускающее перегрузки каналов трассами. Эффективной признается та стратегия, которая, как указано выше, гарантирует 100% укладку соединений внутри каналов.

Схематично конструкция БМК показана на рисунке 1. Центральную его часть занимает матрица базовых ячеек (БЯ), состоящая из 16 рядов и 80 строк. Топология отдельной БЯ, приведенная на том же рисунке справа, состоит из двух частей: области вентиляей и области канала. Контактные окна

расположены здесь с шагом 14 мкм. Трассам разрешено проходить в области канала в любом направлении, но только в одном слое металлизации. Для избегания конфликтов разводки в области канала предусмотрен ряд перемычек в слое n^+ -кремний («подныры» под слой металлизации), каждая из которых может быть использована только однократно. Как видим, ресурс магистралей для трассировки здесь крайне ограничен. Кроме того, поскольку в вертикальном ряду БЯ имеется в наличии $5 + 9 = 14$ магистралей, а в горизонтальном – только 7, то общий ресурс составляет $(14 \times 16) \times (80 \times 4) = 224 \times 320$, то есть горизонтальный ресурс \approx в полтора раза превышает вертикальный. Другими словами, горизонтальные трассы оказываются более предпочтительными, чем вертикальные.

В состав каждой вентиляющей ячейки БМК (рис. 1) входят 2 пары МОП-транзисторов (n -канальная пара и p -канальная пара), а также 4 перемычки из поликристаллического кремния, обеспечивающих транзитный проход соединений через вентиляющую ячейку.

Настройка вентиляющей ячейки на выполнение конкретной логической функции производится путем соответствующей коммутации активных элементов ячейки в соответствии с описаниями директивной топологии базовых элементов, хранящимися в базе данных САПР. Эта топология разрабатывается вручную при проектировании БМК и не меняется в процессе проектирования всех БИС данного семейства.

В качестве примера на рисунке 2,а показана топология базового элемен-

та, реализующего логическую функцию 2И-НЕ. Здесь выводы указанного базового элемента обозначены так: 1 и 2 - входы, 3 - выход, 4 и 5 соответственно «питание» и «земля».

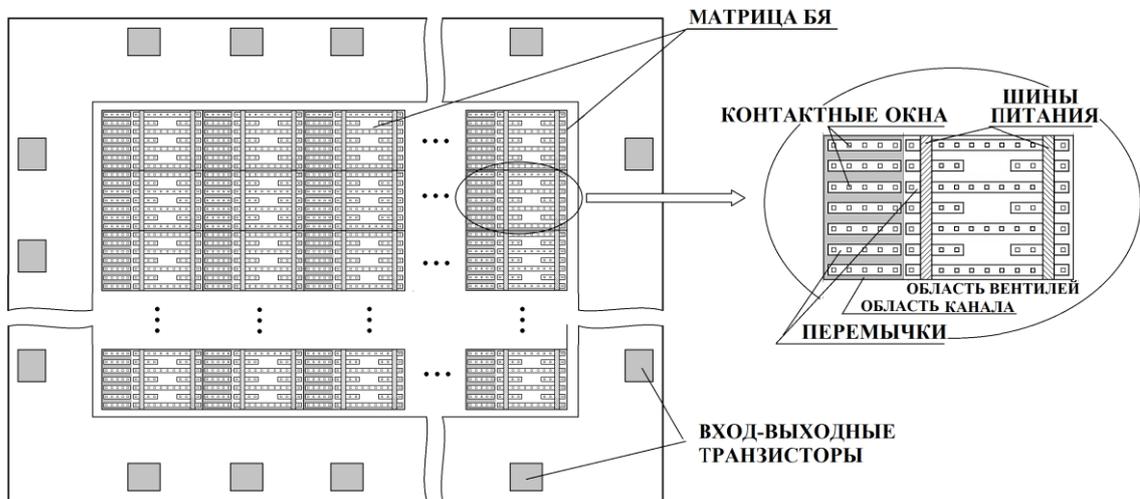


Рис.1. Базовый матричный кристалл КМОП БИС

Для проведения этапа глобальной трассировки БМК необходимо построить модель свободной БЯ в памяти ЭВМ. Представим ее в виде, показанном на рисунке 2,в, где область канала оставлена свободной, а топология области вентилялей преобразована в 4 коротких «подныра» под стилизованной шиной питания – по числу транзитных перемычек в области вентилялей на рисунке 2,б.

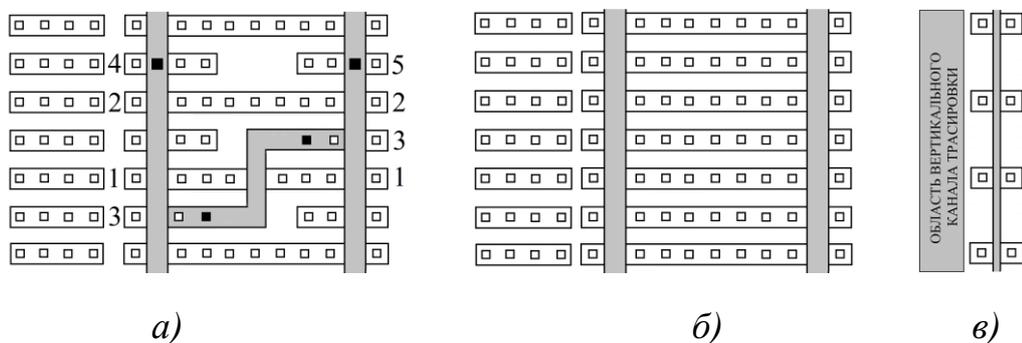


Рис.2 Топология занятой БЯ (а), свободной БЯ (б) и ее модель (в)

На рисунке 3,а показана модель топологии 4-х соседних БЯ, две централь-

ные из которых – свободные, а у крайних «занятых» БЯ буквами латинского алфавита показаны только имена цепей, подключенных к контактам БЯ.

Ребра графа показывают всевозможные варианты проведения маршрута для цепи A через два ряда свободных БЯ (вершины N_i представляют в данном графе i -й транзитный «подныр» для свободной БЯ). Задача глобальной трассировки для этой цепи состоит в том, чтобы выбрать оптимальный маршрут в графе между крайними вершинами A , после чего «окрасить» именем цепи A все нейтральные вершины на этом оптимальном пути. На рисунке 3,б показаны 16 альтернативных маршрутов между контактами цепи A , один из которых, для наглядности, отмечен пунктиром. Здесь левый (правый) ряд вершин N_i , называется далее *первичным (вторичным) фронтом*.

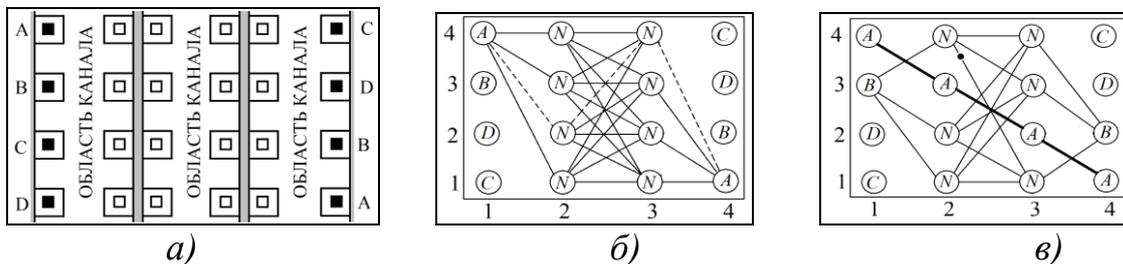


Рис.3. Модель 4-х соседних БЯ (а) и ее изображение в виде графа (б и в)

Данная задача может быть решена с помощью одного из методов динамического программирования, в частности, методом Форда-Беллмана или Беллмана-Калаба [6], каждый из которых позволяет определить кратчайший путь на графе и предполагает наличие «весов» у всех ребер графа. Постановка задачи здесь сводится к следующему. Задан неориентированный граф $G(V, U)$, в котором каждому ребру u_{ij} , инцидентному вершинам v_i и v_j , поставлено в соответствие неотрицательное число l_{ij} , т.е. введена числовая функция на графе. Если некоторая пара вершин v_i и v_j , не соединена ребром, то соот-

ветствующий элемент матрицы длин $l_{ij} = \infty$. Требуется определить путь минимальной длины между двумя заранее заданными вершинами, т.е. совокупность ребер таких, что конец одного ребра служит началом следующего, причем суммарная длина ребер должна быть минимальной» Такой путь из левой вершины A в правую – выделен жирной линией на рисунке 4,в.

Таким образом, перед началом всех вычислений необходимо присвоить каждому ребру графа на рисунке 3,б соответствующий ему вес (стоимость, штраф и пр.), в качестве которого можно принять манхеттенскую длину ребра, равную сумме его проекций на оси координат: $l = \Delta x + \Delta y$. Например, длина самого левого пунктирного ребра на рисунке 3,б составит $l = 1 + 2 = 3$. Однако, при вычислении ρ необходимо дополнительно учесть ряд специфических особенностей глобальной трассировки на выбранном БМК (рисунок 1). В частности, выше показано, что ресурс свободных магистралей для трассировки в направлении оси $Oy \approx$ в полтора раза меньше аналогичного ресурса в направлении оси Ox , поэтому для минимизации длины ребра, идущего в направлении оси Oy , целесообразно увеличить его вес (штраф) на величину $\frac{\Delta y}{2}$.

Предположим, далее, что задача глобальной трассировки для цепи A решена так, как показано на рисунке 3,в и решается аналогичная задача для цепи B . При вычислении веса ребер для этой и последующих цепей необходимо кроме длины и ресурса магистралей учитывать также факт пересечения будущего ребра с ранее построенным ребром (ребрами), причем чем больше таких пересечений (r) имеет потенциальное ребро, тем больше должен быть

его вес. Введение этого фактора позволит добиться равномерности числа реальных пересечений ребер, приходящихся на отдельный канал, то есть предотвратить перегрузку каналов. Наконец, последний штраф (s) назначим за выход потенциальной цепи за пределы минимального прямоугольника, охватывающего все контакты цепи. Величину s назначим равной расстоянию по оси Oy , от концов потенциального ребра до периметра указанного прямоугольника. Данный штраф дополнительно снизит перегрузку каналов в направлении оси Oy . В результате формула вычисления стоимости ребра примет вид:

$$l = \Delta x + \Delta y + \frac{\Delta y}{2} + r + s \quad (1)$$

Вычисляя по этой формуле вес ребра, отмеченного на рисунке 3,6 жирной точкой получим: $l = 1 + 3 + \frac{3}{2} + 1 + 2 = 8,5$.

Применительно к решению задачи глобальной трассировки алгоритм Беллмана-Калаба может быть интерпретирован следующим образом:

$\alpha 1$. НАЧАЛО. Сформировать исходную информацию этапами:

– сформировать матрицу $\| l_{ij} \|_{n \times n}$ весов ребер графа $G(V, U)$, где: $n = |U|$,

$$l_{ij} = \infty, \text{ если } (v_i, v_j) \notin U \text{ и } l_{ij} = 0, \text{ если } i = j.$$

– присвоить каждой вершине v_i два числа: L_i (стоимость *пути-по-ребрам* от вершины v_i до конечной вершины v_n) и j_i (номер смежной с вершиной v_i вершины v_j , через которую идет этот *путь-по-*

ребрам);

– установить: ($L_i = \infty$, $j_i = 0$ при $i = \overline{1, n-1}$) и ($L_i = 0$, $j_i = n$ при $i = n$).

$\alpha 2$. Выбирать по порядку вершины v_i ($i = \overline{1, n-1}$) и для каждой из них выполнять действия, описанные в пункте $\alpha 3$.

$\alpha 3$. Для каждой вершины v_j ($j = \overline{1, n}$) вычислить длину *пути-по-ребрам* до вершины v_i , далее: выбрать пару (L_i, v_j) , для которой:

$$L_i = \min(l_{ij} + L_j), \quad (2)$$

и для вершины v_i запомнить пару (L_i, j_i) .

$\alpha 4$. Выполнять пункты $\alpha 2$ и $\alpha 3$ до тех пор, пока числа L_i уменьшаются, после чего перейти к пункту $\alpha 5$ для проведения найденного пути.

$\alpha 5$. Выбрать пару (L_i, j_i) для исходной вершины v_i (здесь: L_i – длина кратчайшего *пути-по-ребрам* от v_i до конечной вершины v_n ; j_i – номер ближайшей к v_i вершины, лежащей на кратчайшем пути).

$\alpha 6$. Включить вершину с номером j_i в число вершин, лежащих на кратчайшем пути, индексу i присвоить значение j_i .

$\alpha 7$. Если $i \neq n$, то перейти к пункту $\alpha 6$, в противном случае – **КОНЕЦ**.

Применим данный алгоритм к решению задачи построения оптимального пути от вершины $v_1 = B_{13}$ до вершины $v_8 = B_{41}$ (здесь индексы соответствуют координатам соответствующих вершин). Веса (штрафы за проведения) ребер, вычисленные по формуле (1) показаны на рисунке 4.

Например, составляющие веса ребра (N_{24}, N_{31}) равны: $\Delta x = 1$, $\Delta y = 3$, $\frac{\Delta y}{2} = 1,5$ – штраф за проекцию на ось ординат, $r = 1$ – штраф за пересечение с существующим ребром (A_{23}, A_{32}) , $s = 2$ – сумма расстояний по оси Oy от концов ребра (N_{24}, N_{31}) до периметра прямоугольника цепи B .

Матрица весов ребер графа $\|l_{ij}\|_{n \times n}$, сформированная в соответствии с указаниями пункта $\alpha 1$ алгоритма, приведена в табл. 1.

Начальные значения двух чисел $(L_i$ и $j_i)$, приписанные каждой i – й вершине графа согласно пункту $\alpha 2$ алгоритма, приведены в первых двух столбцах табл. 2 (0-й шаг).

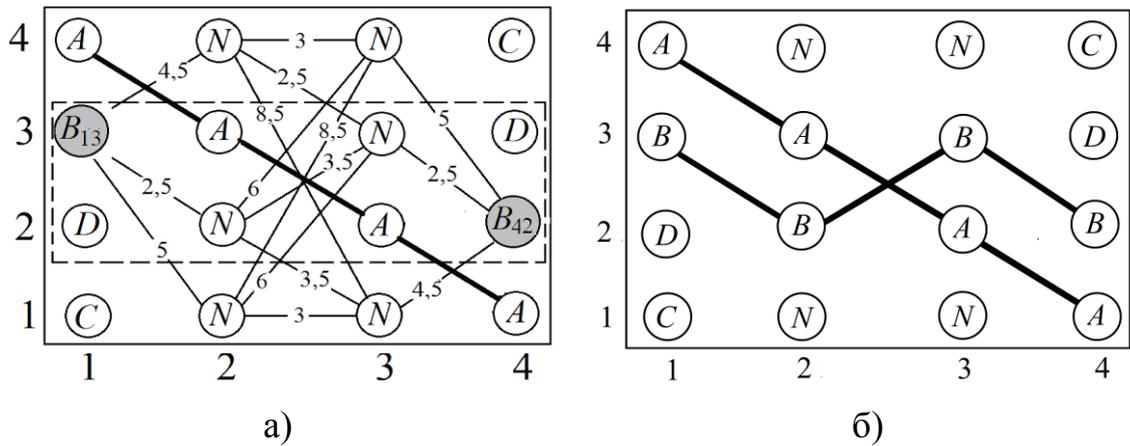


Рис. 4. Исходный граф (а) и результат глобальной трассировки цепи B (б)

Просматривая подряд вершины v_i ($i = \overline{1,8}$) на первом шаге, удастся уменьшить значение L_i только для трех вершин: N_{34} (№5), N_{33} (№6) и N_{31} (№7) – результаты записаны в столбцах "1-й шаг" табл.1. На втором шаге удастся уменьшить значение L_i еще для трех вершин: N_{24} (№2), N_{22} (№3) и N_{21} (№4). На последнем третьем шаге процесс пересчета захватывает начальную вершину B_{13} , получающую от вершины 3 (N_{22}) со стоимостью 8,5.

Матрица весов ребер взвешенного графа

	B_{13}	N_{24}	N_{22}	N_{21}	N_{34}	N_{33}	N_{31}	B_{42}
B_{13}	0	4,5	2,5	5	∞	∞	∞	∞
N_{24}	4,5	0	∞	∞	3	2,5	8	∞
N_{22}	2,5	∞	0	∞	6	3,5	3,5	∞
N_{21}	5	∞	∞	0	8,5	6	3	∞
N_{34}	∞	3	6	8,5	0	∞	∞	5
N_{33}	∞	2,5	3,5	6	∞	0	∞	2,5
N_{31}	∞	8	3,5	3	∞	∞	0	4,5
B_{42}	∞	∞	∞	∞	5	2,5	4,5	0

Построение пути с минимальной стоимостью выполняем в соответствии с требованиями пунктов $\alpha 5$, $\alpha 6$ и $\alpha 7$ алгоритма Беллмана-Калаба последовательным переходом: $1(B_{13}) \rightarrow 3(N_{22}) \rightarrow 6(N_{33}) \rightarrow 8(B_{42})$. Результат построения двух маршрутов представлен на рисунке 4,б.

Таблица 2

Результат выполнения каждого этапа глобальной трассировки

		0-й шаг		1-й шаг		2-й шаг		3-й шаг	
i	v_i	L_i	j_i	L_i	j_i	L_i	j_i	L_i	j_i
1	B_{13}	∞	0	∞	0	∞	0	8,5	3
2	N_{24}	∞	0	∞	0	5	6	5	6
3	N_{22}	∞	0	∞	0	6	6	6	6
4	N_{21}	∞	0	∞	0	7,5	7	7,5	7
5	N_{34}	∞	0	5	8	5	8	5	8
6	N_{33}	∞	0	2,5	8	2,5	8	2,5	8
7	N_{31}	∞	0	4,5	8	4,5	8	4,5	8
8	B_{42}	0	8	0	8	0	8	0	8

Как видим, основной процедурой глобальной трассировки является соединение очередной пары точек цепи. На рисунке 5 показан фрагмент модели коммутационного пространства БМК, разделенный каналами, который ис-

пользуется далее при описании общего алгоритма, реализующего процедуру глобальной трассировки между контактом-источником A и контактом-приемником B некоторой цепи.

$\alpha 1$. **НАЧАЛО**. Включить контакт A в *первичный фронт* вершин.

$\alpha 2$. Выполнить генерацию вторичного фронта вершин и проверить:

- если контакт B присутствует в числе вершин вторичного фронта, то $\rightarrow \alpha 3$;
- если вторичный фронт не пустой, то перейти $\rightarrow \alpha 4$, иначе: фиксировать состояние "соединение невозможно" и \rightarrow **Конец**.

$\alpha 3$. Провести соединение и \rightarrow **Конец**.

$\alpha 4$. Переписать все вершины из вторичного фронта в первичный $\rightarrow \alpha 2$.

На рисунке 5 темные зоны внутри каналов соответствуют ранее построенным трассам, которые вырезают часть свободного ресурса магистралей внутри каналов, блокируя подход к перемычкам в зоне вентиляей. Например, темная зона d блокирует использование двух пар перемычек в зонах вентиляей, расположенных от нее справа и слева.

Процесс построения фронтов начинается с точки A , которая вначале записывается в состав ячеек первичного фронта и помечается меткой 0. Далее от нее распространяются метки на контакты противоположного края левого канала, причем в число вершин очередного фронта включаются только те, подход к которым со стороны канала гарантирован. Метки передаются по фиксированным перемычкам на контакты левого ряда следующего канала без изменения номеров. Однако, не все такие вершины включаются в первичный

фронт. Например, вершина 2 в пункте $\alpha 4$ алгоритма будет исключена из числа ячеек первичного фронта на второй итерации, так выход в средний канал через инцидентную ей перемычку заблокирован.

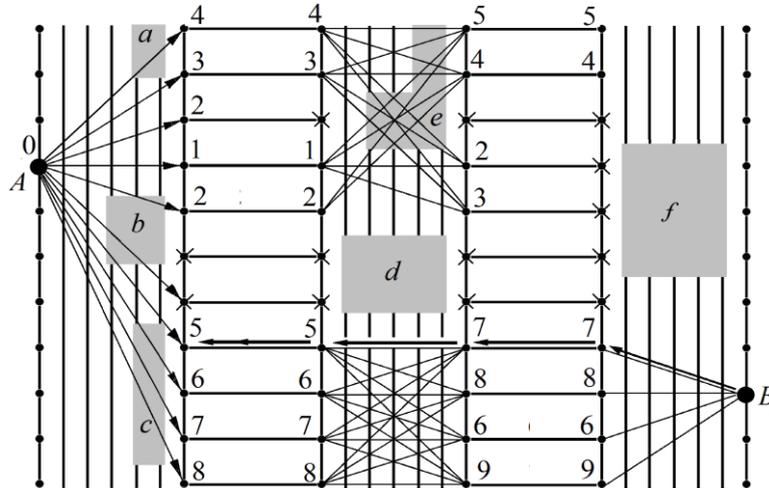


Рис.5. Фрагмент модели коммутационного пространства БМК

Для каждого контакта, принадлежащего первичному фронту, повторяется процедура, аналогичная процедуре распространения меток от исходной точки А. Распространение меток по ряду контактов ведется либо до достижения границ канала, либо до точки его блокировки. Система штрафов, определенная формулой (1), позволяет учитывать при прокладке очередного соединения все ранее построенные соединения. Однако, если перед началом работы алгоритма провести так называемую *процедуру псевдотрассировки*, то на этапе глобальной трассировки появляется возможность учета также и всех последующих трасс.

Псевдотрассировка проводится непосредственно перед глобальной трассировкой на той же модели коммутационного пространства и по тому же самому алгоритму. Однако, в отличие от него, на этапе выбора пути для трассы не учитывается ресурс магистралей каналов. В результате новая трасса про-

водится так, как если бы ей не мешали предшествующие трассы. Информация о полученном прогнозе ресурса пропускной способности каналов помещается в массив загрузок каналов. Далее эта информация используется программой глобальной трассировки при решении вопроса о выборе наименее загруженного канала. В результате уменьшается и выравнивается загрузка отдельных каналов, и, как следствие, более полно используются трассировочные ресурсы выбранного БМК.

Согласно проведенным исследованиям предложенный алгоритм позволяет уменьшить общую площадь, занимаемую проводниками БИС, примерно на 20-25 процентов.

Библиографический список

1. Герасимов И.В., Кузьмин С.А., Лозовой Л.Н., Никитин А.В. Основы технологии комплементарного проектирования наукоёмких изделий / Под ред. И.В. Герасимова и А.В. Никитина. - СПб.: Изд-во ЛЭТИ, 2010. 196 с.
2. Глушко А.А., Родионов И.А., Макарчук В.В. Моделирование технологии изготовления субмикронных КМОП СБИС с помощью систем TCAD // Технология и конструирование в электронной аппаратуре. 2007. №4. С.32-34.
3. Мурога С. Системное проектирование сверхбольших интегральных схем: Пер. с англ. - М.: Мир, 1985. – 547 с.
4. Лебедев Б.К., Лебедев В.Б. Глобальная трассировка на основе роевого интеллекта // Известия Южного федерального университета. 2010. №7. С. 32-39.
5. Воронин Е.И. Разработка и исследование методов решения задачи многослойной глобальной трассировки СБИС на основе моделей адаптивного

поведения природных систем. Дисс. канд. техн. наук. - Таганрог, 2012. – 142 с.

6. R. Bellman: On a Routing Problem // Quarterly of Applied Mathematics, 1958, Vol 16, No. 1, С. 87-90.