

УДК 658.5

ПРИНЦИПЫ СОЗДАНИЯ МЕТОДОЛОГИЧЕСКИХ ОСНОВ ПРОЕКТИРОВАНИЯ САПР

В. В. СЕМЕНЕЦ, В. Г. ИВАНОВ

Исследуется эффективность решающих правил в задаче трассировки. Рассматриваются условия ортогональной трассировки однослойного канала, условие трассировки однослойного канала с возможностью проведения трасс под углом, кратным 45° к линиям ортогональной сетки. Предложен алгоритм трассировки однослойного канала.

The efficiency of decisive rules in a problem of trace is investigated. Conditions of orthogonal tracing of a single-layer channel, the condition of tracing of a single-layer channel with a capability of realization of traces under an angle, multiple 45° to the lines of an orthogonal grid are examined. The algorithm of trace of a single-layer channel is offered.

ВВЕДЕНИЕ

При конструкторском проектировании РЭА (радиоэлектронной аппаратуры) решаются задачи, связанные с поиском наилучшего варианта конструкции, удовлетворяющего требованиям технического задания и максимально учитывающего возможности технологической базы производства.

Тесная взаимосвязанность задач и большая размерность каждой из них обычно не позволяет предложить метод поиска оптимального конструктивного решения в едином цикле в связи с трудностями создания общей математической модели, комплексно учитывающей особенности конструкторско-технологической базы производства [1]. Поэтому разработка и реализация алгоритмов и методов решения отдельных задач этапа конструкторского проектирования: компоновки, размещения и трассировки — до сих пор остаются актуальными проблемами, решение которых неотъемлемо связано с развитием систем автоматизации проектирования.

1. ИССЛЕДОВАНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ РЕШАЮЩИХ ПРАВИЛ В ЗАДАЧЕ ТРАССИРОВКИ

Рассмотрим тестовый прием Дойча. Граф вертикальных ограничений (ГВО) показан на рис. 1. Будем считать, что каждая цепь представлена одним горизонтальным и несколькими вертикальными фрагментами. Определим вершину, для которой $e^+(v_j) = \max e^+(v_i)$, $i = \overline{1, 72}$. Это $j = 69$ и $e^+(v_j) = 23$. Рассмотрим множество, состоящее из 11, 4, 5, 13, 14, 6, 1 вершин. Для него справедливо утверждение 1. Если для двух вершин (обобщенный граф вертикальных и горизонтальных ограничений) ОГВГО выполняется условие $e^+(v_i) = e^+(v_j)$ и они связаны неориентированным ребром, то либо $x_i \geq x_j + 1$, либо $x_j \geq x_i + 1$ [2-3]. И на основании следствия к нему делается вывод, что трассировка примера Дойча возможна как минимум в 24 треках.

Для вершин 54, 89, 88, 20 также справедливо утверждение 1. Поэтому $M = 25$.

Утверждение 1 (справедливо как для вершин 57, 54, 89, 68, 55, 20, так и для вершин 27, 24, 32, 2, 3, 29, 80). Таким образом, $M = 27$.

С учетом того, что для множества вершин 3, 29, 8, 9, 7, 15, 16 справедливо утверждение 1 и вершина 16 связана ребром с вершинами 27 и 25 делается вывод: $M = 28$.

В графе горизонтальных ограничений максимальный полный подграф состоит из 28 вершин. Делается попытка выполнить трассировку в 28 треков. Анализ графа вертикальных ограничений позволяет сделать следующие выводы:

1) 20 трасса должна размещаться только на 6 трек, 11 — на 7 трек, 8 — на 13 трек, 41 — на 14 трек, 30 — на 15 трек, 46 — на 17 трек, 24 — на 18 трек, 7 — на 27 трек, 15 — на 28 трек;

2) $x_{16} < x_{29}$, $x_{29} = x_{12}$. Поэтому $x_9 = 26$, $x_8 = 25$, $x_{29} = x_{14} = 24$.

В противном случае для трассировки понадобится больше 28 треков.

Рассмотрим два простые пути, состоящие из вершин (11, 4, 5, 3, 14, 8, 41, 30, 45, 46, 24) и (11, 1, 19, 39, 47, 56).

На основании следствия к утверждению 1 имеем $x_{56} = x_{45}$, $x_{47} = x_{41}$, $x_{39} = x_{14}$, $x_{19} = x_4$.

Так как $x_1 > x_{19}$, то при трассировке в 28 треков необходимо, чтобы $x_1 > x_4$. Поэтому необходимо 1 трассу назначить на 8 трек, 4 и 19 — на 9 трек, 5 — на 10 трек, 3 — на 11 трек, 14 и 39 — на 12 трек, 47 — на 14 трек, 56 — на 16 трек.

Рассмотрим множество цепей, состоящие из вершин 69, 68, 55, 54, 57. $x_{69} = 1, 2, 3$; $x_{68} = 2, 3, 4$; $x_{55} = 3, 4, 5$; $x_{57} = 2, 3, 4, 5$. На основании утверждения 6, приведенного в [2-3], делаем вывод: $x_{69} = 1$, т. е. 69 трасса назначается на первый трек. Рассмотрим множество начальных вершин в ГВО: 72, 69, 42, 66, 43, 58, 40, 34, 28, 71, 49, 10, 17.

Так как 69 трасса назначена на 1-й трек, то 58 трасса не может размещаться на 1-й трек (существует ребро в ГТО), 66 трасса однозначно может быть назначена на 1-й трек.

Рассмотрим интервал, где расположены контактные площадки 26 цепи. Через этот интервал проходят цепи с номерами 1, 2, 3, 19, 5, 6, 25, 8, 9, 11, 20, 24, 22, 23, 16. Ни одна из вышеперечисленных цепей не может размещаться на 1-ой магистрали. Поэтому $x_{26} = 1$.

Известно, что $2 \leq x_{54} \leq 5$, $2 \leq x_{57} \leq 5$, $2 \leq x_{68} \leq 5$, $2 \leq x_{55} \leq 5$. Множество вершин $\{60, 61, 62, 63, 64, 65, 67, 44, 58, 70\}$ имеют ребро в ГТО с вершинами 54, 57, 68, 55, 20 и не могут располагаться на первой магистрали. Поэтому приведенное выше множество вершин может располагаться только с

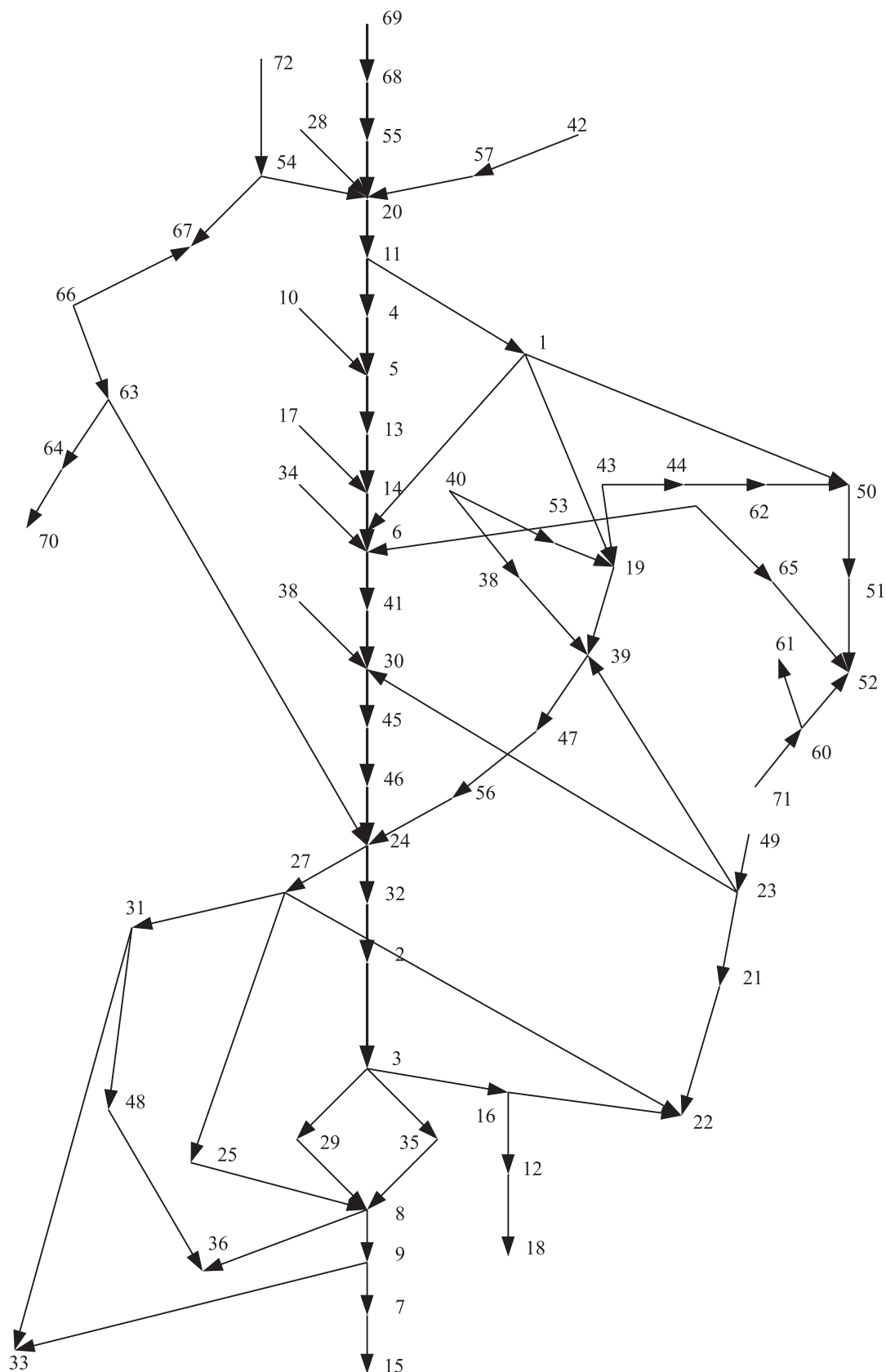


Рис. 1

7 магистрали. $Ax_{71}=1,7,8,\dots,26$; $x_{72}=1,2,3,4$. Но 72 цепь пересекается со всеми цепями с номерами 54, 57, 68, 55. Поэтому $x_{72}=1$, а $x_{71} \geq 7$.

Так как 29 и 12 цепи расположены на одной магистрали, а цепи 21 и 25 расположены между контактными площадками этих цепей, то $x_{21}=24$, $x_{25}=24$.

В интервале расположения 18 и 22 цепи ни одна цепь не претендует на 27 и 28 магистрали, поэтому $x_{18}=28$, $x_{22}=27$.

$25 \leq x_{31}$, x_{33} , x_{36} , x_{37} , $x_8 \leq 28$. Другие цепи не претендуют на эти магистрали. Поэтому $x_{31}=25$, $x_{48}=x_{37}=26$, $x_{36}=27$, $x_{33}=28$.

С 20-го по 28 трек могут размещаться 9 цепей из множества вершин $\{51, 52, 60, 61, 64, 65, 67, 70, 71\}$. С учетом вертикальных ограничений назначаем цепь 51 на 20 трек, 71 — на 21 трек, 60 — на 22 трек, 65 — на 23 трек, 61 — на 24 трек, 64 — на 25 трек, 70 — на 26 трек, 52 — на 27 трек, 67 — на 28 трек.

Совершенно аналогично размещаются три множества цепей $\{10, 17\}$, $\{32, 27, 2, 3, 16, 35\}$, $\{63\}$.

10 цепь на 11-ый трек, 17 — на 2-ой трек, 32 — на 19 трек, 27 — на 20 трек, 2 — на 21 трек, 3 — на 22 трек, 16 — на 23 трек, 35 — на 25 трек, 63 — на 16 трек. На основании утверждения 5.13 59 цепь размещается на 14 трек.

В интервале расположения контактных площадок 28 цепи не размещены 23 и 34 цепи. Двадцать восьмой цепи доступно 5 треков, поэтому она может быть установлена на любой свободный трек после установки 23 и 34 цепи. Продолжая аналогичные рассуждения, получим окончательный результат. В табл. 1 приведены результаты исследования трассировки цепей с помощью решающих правил.

2. УСЛОВИЯ ОРТОГОНАЛЬНОЙ ТРАССИРОВКИ ОДНОСЛОЙНОГО КАНАЛА

Зафиксируем прямоугольную декартову систему координат Oxy . Рассмотрим прямоугольник, ограниченный прямыми, $x=0$, $x=m$, $y=0$, $y=n+1$, где m , n — фиксированные числа. Определим граф, который будем называть каналом шириной n и длиной m (или просто каналом). В качестве вершин этого графа возьмем все точки вида (x, y) с целочисленными координатами, лежащие в указанном прямоугольнике, то есть удовлетворяющие условиям $x \in \{0, 1, \dots, m\}$, $y \in \{0, 1, \dots, n+1\}$. Далее для простоты будем рассматривать горизонтальный канал. Для вертикального канала изменится только определение прямоугольной области. Контактные площадки электрических цепей расположены в узлах ортогональной сетки на всех четырех сторонах канала.

Многоконтактные электрические цепи разобьем на двухконтактные, упорядочив координаты контактных площадок по возрастанию координаты x и y . Будем считать, что на сторонах канала контактные площадки одной цепи в соседних узлах сетки располагаться не могут.

Под схемой будем понимать некоторое множество электрических цепей.

Планарная схема — это схема, цепи которой могут быть размещены в одном слое без пересечений.

Трассировкой схемы назовем систему деревьев, построенных на контактных площадках схемы и не имеющих общих точек.

Плотность канала — это максимум числа цепей с выводами с двух сторон линии, вычисленных по всем вертикальным линиям, т. е.

$$K = \max\{P_i^r\},$$

где $P_i^j = P_i^{j-1} + 1$, если $i \in [x_H, x_K]$; $P_i^j = P_i^{j-1}$, в противном случае; $P_i^0 = 0$ $j=1, r$; $i=1, m$, r — количество цепей, x_H , x_K — начальная и конечная координата цепи, m — длина канала, K — плотность.

Пронумеруем стороны прямоугольника начиная с левой по часовой стрелке цифрами от 1 до 4. Тогда для любой двухконтактной цепи координаты контактных площадок обозначены через (x_1^h, y_1^h) и (x_2^h, y_2^h) , где h и d — номера сторон прямоугольника, на которых расположены контактные площадки. В дальнейшем индексы для простоты записи будем спускать.

Рассмотрим канал, у которого только на горизонтальных сторонах расположены контактные

Таблица 1

Результаты применения решающих правил к задаче трассировки

Номер примера	Количество цепей	Количество треков для трассировки	Частота (%) получения точного решения алгоритмами 4-ой главы	Уменьшение области оптимизации (%)	Частота (%) получения точного решения с учётом решающих правил
1	40	14	98	20	100
2	48	12	95	28	100
3	52	20	79	32	100
4	60	20	81	15	93
5	72	24	75	13	89
6	90	28	78	28	94
7	100	32	68	30	91
8	102	32	70	43	89
9	104	34	73	58	92
10	110	33	72	40	94

площадки. Определим длины цепей следующим образом:

при $h=2, d=2$

$$L = |x_2 - x_1|;$$

при $h=4, d=2$

$$L = 2m + n - (x_1 + x_2) + C_1, \text{ если } x_1 > x_2;$$

$$L = n + x_1 + x_2 + C_1, \text{ если } x_1 \leq x_2;$$

при $h=2, d=4$

$$L = 2m + n - (x_2 + x_1) + C, \text{ если } x_1 \leq x_2;$$

$$L = n + x_1 + x_2 + C_1, \text{ если } x_1 > x_2;$$

при $h=4, d=4$

$$L = |x_2 - x_1| + C_2, \text{ где } C_1 = m, C_2 = 2m + 2n.$$

Проранжируем цепи по возрастанию их длин. Цепи разрешается проводить только с одним горизонтальным сегментом. Здесь и далее r — число двухконтактных цепей. Перенумеруем цепи последовательно от 1 до r в соответствии с возрастанием их длины.

Утверждение 2. Задача ортогональной трассировки планарной схемы в канале с минимальным числом поворотов трасс разрешима, если

$$n \geq \max\{p_i^r\}, \text{ где } p_i^j = \alpha + 1, i \in [x_H^j, x_K^j]$$

$$a = \max\{p_k^{j-1}\}, \text{ где } k \in [x_H^j, x_K^j]; p_i^j = p_i^{j-1}, \text{ если } i \notin [x_H^j, x_K^j];$$

$$p_i^0 = 0; j = \overline{1, r}, i = \overline{1, m}$$

$$x_H^j = \min\{x_1^h, x_2^d\}; x_K^j = \max\{x_1^h, x_2^d\}.$$

Доказательство. Величина $\max\{p_i^r\}$ представляет собой длину критического пути в ориентированном ациклическом графе. Граф построен следующим образом. Горизонтальному фрагменту цепи поставим в соответствие вершину графа. Между двумя вершинами существует дуга, если соответствующие фрагменты имеют общую область по оси x , причем дуга выходит из вершины, которая соответствует цепи меньшей длины. Граф ациклический, так как схема планарна. Каждой дуге припишем вес равный единице. Необходимо найти в графе самый длинный путь между вершиной s , в которую не входит ни одна дуга, и вершиной t , из которой не выходит ни одна дуга. Если таких вершин несколько, то вводим фиктивные вершины s_0 и t_0 , которые свяжем дугами с начальными и конечными вершинами, соответственно. Так как граф ациклический, то можно перенумеровать вершины так, что дуга (z_i, z_j) всегда будет ориентирована от вершины z_i к вершине z_j , имеющей больший номер. При этом начальная вершина получит номер 1, а конечная — номер r . Присвоим вершине z_j пометку $M(z_j)$ — равную длине самого длинного пути от 1 до z_j , используя для этого соотношение:

$$M(z_j) = \max[M(z_i) + 1],$$

$$z_i \in \Gamma^{-1}(z_j),$$

где $\Gamma^{-1}(z_j)$ — множество вершин, z_k для которых существует дуга (z_k, z_j) , для которых существует дуга (z_k, z_j) .

Затем присвоим пометку вершине $(z_j + 1)$ и так далее до тех пор, пока последняя вершина r — не получит пометку $M(r)$. Если вершина (z_j) помечена то пометки $M(z_i)$, известны для всех вершин $z_i \in \Gamma^{-1}(z_j)$, так в соответствии со способом нумерации это означает, что $z_i < z_j$ и, следовательно, вершины z_i уже помечены в процессе применения алгоритма. Пометка $M(t)$ равна длине самого длинного пути от s к t .

Сами дуги, образующие путь, могут быть найдены обычным способом последовательного возвращения.

Таким образом, каждая цепь назначается на магистраль канала, номер которой равен пометке, соответствующей вершине графа. Таким образом, трассировка возможна, если ширина канала больше или равна пометке $M(t)$. Утверждение доказано.

Трудоемкость алгоритма нахождения самого длинного пути в ориентированном ациклическом графе $O(r^2)$, а с учетом расположения цепей в канале $O(2m + 2\sum_{i=1}^r l_i + r^2)$, где l_i — длина горизонтального фрагмента i -й цепи.

3. УСЛОВИЕ ТРАССИРОВКИ ОДНОСЛОЙНОГО КАНАЛА С ВОЗМОЖНОСТЬЮ ПРОВЕДЕНИЯ ТРАСС ПОД УГЛОМ, КРАТНЫМ 45° К ЛИНИЯМ ОРТОГОНАЛЬНОЙ СЕТКИ

Трассы электрических соединений можно выполнять под углом 45° к любой прямой ортогональной сетки, то есть из точки с координатами (x, y) возможен переход в соседние точки с координатами $(x+1, y)$, $(x-1, y)$, $(x, y+1)$, $(x, y-1)$, $(x+1, y+1)$, $(x+1, y-1)$, $(x-1, y-1)$, $(x-1, y+1)$.

Рассмотрим канал, на горизонтальных сторонах которого размещены контактные площадки r цепей. Цепи могут выбираться в произвольном порядке.

Утверждение 3. Задача трассировки планарной схемы в канале разрешима, если $n \geq \max\{P_i^r\}$,

$$\text{где } p_i^j = p_i^{j-1} + 1, \text{ если } i \in [x_H^j + 1, x_K^j - 1] \quad p_i^j = p_i^{j-1} \text{ в противном случае; } p_i^0 = 0$$

$$j = \overline{1, r}; i = \overline{1, m}.$$

Доказательство. Необходимость.

Представим каждую цепь в виде горизонтального фрагмента. Построим граф интервалов. Известно [4-7], что для укладки этих фрагментов без учета их связи с контактными площадками необходимо число магистралей, равных плотности канала, т. е.

$$p_i^j = p_i^{j-1} + 1, \text{ если } i \in [x_H^j + 1, x_K^j - 1];$$

$$p_i^j = p_i^{j-1}, \text{ в противном случае; } p_i^0 = 0$$

$$j = \overline{1, r}; i = \overline{1, m}; k = \max\{p_i^r\}.$$

Достаточность.

Имеется канал с числом магистралей, равных плотности канала. Через любое сечение канала может проходить число цепей не больше K .

Возьмем i -ое сечение канала, где ширина равна кратности. В этом случае на всех магистралях расположены цепи. Контактные площадки цепей могут располагаться либо на нижней линейке, либо на верхней стороне канала. Так как схема планарная, то в верхней части канала располагаются цепи, конечные контактные площадки которых расположены на верхней линейке канала (B), а в нижней части канала располагаются цепи, выходящие на нижнюю линейку (H). Будем различать сечения канала по типу контактных площадок, расположенных в этом сечении. Всего может быть 8 типов сечений: K_B — конечная контактная площадка, расположенная на верхней линейке; K_H — конечная контактная площадка, расположенная на нижней линейке; H_H — начальная контактная площадка, расположенная на нижней линейке; H_B — начальная контактная площадка, расположенная на верхней линейке; $K_B K_H$, $K_B H_H$, $K_H H_B$ и последний тип сечения, в котором отсутствуют контактные площадки θ .

Рассмотрим $(i+1)$ сечение. Оно может быть трех типов: K_B , K_H , θ . Рассмотрим каждое из них.

а) K_B . Самая верхняя цепь под углом 45° подходит к контактной площадке, а все цепи из множества B под углом 45° переходят на соединение магистрали (прижимаются вверх). Цепи из множества H остаются на своих магистралях. Плотность канала равна $K-1$.

б) K_H . Выполняем аналогичные операции как в пункте а) путем замены множества B на H , а H на B .

в) θ . Цепи остаются на своих магистралях.

Плотность равна K . Пусть в $(i+1)$ сечении плотность равна $(K-1)$. Рассмотрим $(i+1)$ сечение. Тогда $(i+r)$ -е сечение может быть 8 типов. Рассмотрим два типа H_B и H_H .

1. H_B . Если цепь будет заканчиваться на верхней линейке, то переходим на первую магистраль под углом 135° , все цепи из множества B под углом 135° опускаются вниз на одну магистраль. Плотность канала увеличивается аналогично. Если цепь будет заканчиваться на нижней линейке, то переходим на самую нижнюю свободную магистраль.

2. Выполняем аналогичные действия как в пункте 1 путем замены множества B на H .

Все остальные случаи являются комбинацией уже рассмотренных.

Таким образом, трассировка возможна, если ширина канала больше или равна плотности канала. Утверждение доказано.

В том случае, когда контактные площадки схемы расположены на всех четырех сторонах канала, условия трассировки вытекают из следующего утверждения.

Утверждение 4. Задача трассировки планарной схемы в канале разрешима, если $n \geq \max\{p_i^r\}$, $m \geq \max\{B_k^r\}$, где $p_i^j = p_i^{j-1} + 1$, если $i \in [x_H^j + 1, x_k^j - 1]$; $p_i^j = p_i^{j-1}$, в противном случае; $B_k^j = B_k^{j-1} + 1$, если $k \in [y_H^j + 1, y_k^j - 1]$; $B_k^j = B_k^{j-1}$, в противном случае $i = 1, m$; $k = 1, n$; $j = 1, r$; $p_i^0 = 0$; $B_i^0 = 0$.

$$x_H^j = \min\{x_1^h, x_2^d\}; y_H^j = \min\{y_1^h, y_2^d\};$$

$$x_k^j = \max\{x_1^h, x_2^d\}; y_k^j = \max\{y_1^h, y_2^d\}.$$

Доказательство. В условии теоремы записаны выражения, связывающие длину и ширину канала с вертикальными и горизонтальными плотностями канала.

Доказательство необходимости этих условий аналогично утверждению 3. Рассматривается горизонтальный и вертикальный канал. Для него справедливо утверждение 3, где доказано, что трассировка возможна, если ширина канала n больше или равна плотности канала. Однако в нашем случае не учтены цепи, все контактные площадки которых расположены на вертикальной линии канала. Эти цепи образуют множество M .

Итак, известно, что для левой вертикали $n \geq K$, где K — плотность канала по этой вертикали, а с учетом цепей из множества M имеем $n \geq K + l$, где l — длина отрезка, на котором расположены контактные площадки цепей множества M и на этом отрезке не могут располагаться контактные площадки других цепей.

Рассмотрим следующую вертикаль. Плотность канала не увеличивается, а длина l уменьшится минимум на 2 единицы, то есть выполнится неравенство $n \geq K + l - 2$.

На всех последующих вертикалях плотность канала максимально может увеличиться на 2, а длина l — минимум уменьшится на 2, то есть $n \geq K + l - 2$.

Аналогичные рассуждения справедливы для цепей, контактные площадки которых расположены на правой вертикали.

Приведенное доказательство справедливо и для вертикального канала. Утверждение доказано.

4. АЛГОРИТМ ТРАССИРОВКИ ОДНОСЛОЙНОГО КАНАЛА

Рассмотрим общий случай, когда контактные площадки расположены на всех четырех сторонах канала.

Шаг 1. В зависимости от значений h и d определим длину цепи с помощью следующих выражений: при $h=2$, $d=4$ или $h=4$, $d=2$,

$$l_1 = 2m + n - (x_1 + x_2),$$

$$l_2 = n + x_1 + x_2,$$

$$l = \max(l_1, l_2);$$

при $h=2$, $d=2$ или $h=4$, $d=4$,

$$l = |x_2 - x_1|;$$

при $h=1$, $d=1$ или $h=3$, $d=3$

$$l = |y_2 - y_1|;$$

при $h=1$, $d=3$ или $h=3$, $d=1$

$$l_2 = m + 2n - (y_2 + y_1),$$

$$l = \min(l_1, l_2);$$

при $h=1$, $d=2$

$$l = n + x_2 - y_1;$$

при $h=1, d=4$

$$l = y_1 - x_2;$$

при $h=2, d=3$

$$l = m - x_1 + n - y_2;$$

при $h=3, d=4$

$$l = y_1 + m - x_2;$$

при $h=2, d=1$

$$l = n + x_1 - y_2;$$

при $h=4, d=1$

$$l = x_1 - y_2;$$

при $h=3, d=2$

$$l = n - y_1 + m - x_2;$$

при $h=4, d=3,$

$$l = m - x_1 + y_2.$$

Шаг 2. Трассировка цепей осуществляется по возрастанию их длины и ведется с максимальным приближением к зоне, по которой определялась ее длина. Процедурой обратной перетрассировки удаляются лишние изломы.

На рис. 2. приведен пример ортогональной трассировки вышеописанным алгоритмом канала типа «распределительный щит», а на рис. 3 – пример трассировки под 45°. Цифры возле трасс указывают порядок трассировки данных соединений.

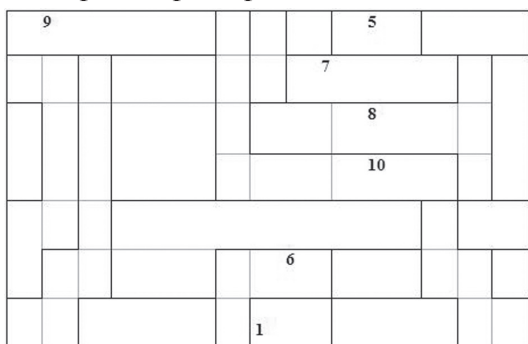


Рис. 2

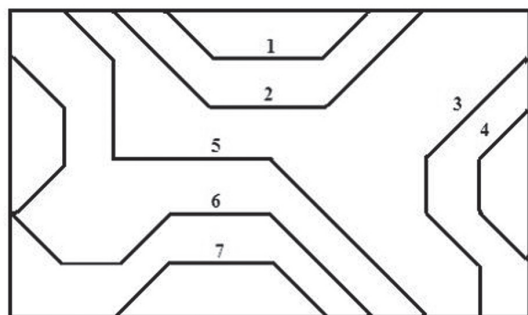


Рис. 3

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В статье предлагаются методологические основы для проектирования и организации оптимального функционирования систем автоматизированного проектирования конструктивных узлов и устройств электронной аппаратуры широкого функционального назначения на базе методов синтеза проектных и конструкторских решений, использующих решающие правила.

Литература.

- [1] Дендобренко Б.Н., Малика А.С. Автоматизация конструирования РЭА. — М.: Высшая школа, 1980. — 154 с.
- [2] Анализ структуры задачи проектирования топологии микроэлектронных устройств. Семенец В.В., Иванов В.Г. // АСУ.
- [3] Анализ структуры задачи проектирования топологии микроэлектронных устройств. Семенец В.В., Иванов В.Г. // Радиоэлектроника и информатика. — 2007. — № 3. — С. 112-117.
- [4] Оре О. Теория графов. — М.: Наука, 1980. — 336 с.
- [5] Шалтянис В.Р. Анализ структур задач оптимизации. — Вильнюс: Институт математики и кибернетики АИ Литовской ССР, 1989. — 120 с.
- [6] Селютин В.А. Автоматизированное проектирование топологии БИС. — М.: Радио и связь, 1983. — 112 с.
- [7] Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход: пер. с англ. — М.: Мир, 1978. — 432 с.

Поступила в редколлегию 30.04.2008



Семенец Валерий Васильевич, доктор технических наук, профессор, первый проректор ХНУРЭ. Область научных интересов: САПР, логический синтез.



Иванов Виталий Геннадьевич, соискатель каф. БМЭ ХНУРЭ. Область научных интересов: САПР, логический синтез.