

казала эффективность использования последовательных алгоритмов, построенных на принципе «минимального риска» [3]. Эффективность использования итерационно-последовательной схемы можно проиллюстрировать на примере решения ряда известных тестовых задач. Так, для задачи Штейнберга [1] в ортогональной метрике получен лучший из известных авторам результатов — 4763, для задачи разбиения К. К. Морозова [4] — также лучший из известных результатов — 27.

Таким образом, рассмотренная итерационно-последовательная схема алгоритма практически стирает различия между традиционно относимыми к различным классам алгоритмами итерационного и последовательного типов, алгоритмами получения начального решения и алгоритмами улучшения начального решения.

Список литературы: 1. Корбут А. А., Финкельштейн Ю. Ю. Дискретное программирование. М., 1969. 368 с. 2. Селютин В. А. Машинное конструирование электронных устройств. М., 1977. 384 с. 3. Храмцов В. Н. Разработка и исследование оптимизационных алгоритмов автоматизированного конструирования микросистемных устройств: Автореф. дис. ... канд. техн. наук. Х., 1989. 24 с. 4. Методы разбиения схем РЭА на конструктивно законченные части / Под ред. К. К. Морозова. М., 1978. 132 с.

Поступила в редколлегию 07.05.90

УДК 681.3.06

В. В. СЕМЕНЕЦ, канд. техн. наук, Г. Г. ФОМИН

ОПТИМИЗАЦИОННЫЙ АЛГОРИТМ ПРОЕКТИРОВАНИЯ ТОПОЛОГИИ БИС

В последние годы среди методов синтеза топологии БИС наиболее широкое распространение получили методы стандартных ячеек и вентильных матриц [1]. При использовании этих методов схемные компоненты — ячейки и вентили — komponуются в параллельные ряды. Эти ряды разбивают площадь кристалла на прямоугольники, которые называют каналами. Площадь каналов используется для трассировки соединений между компонентами. Обычно трассировка разбивается на два этапа. Первый этап — глобальная трассировка — распределяет соединения по каналам. Второй этап — детальная трассировка — предназначен для окончательного определения трасс для проводников в каждом канале.

За последнее время разработано много алгоритмов канальной трассировки [2; 3; 4; 5; 6]. В связи с тем, что для большинства проблем канальной трассировки доказана *NP*-полнота задач, эти алгоритмы основаны на эвристических процедурах. Среди всех алгоритмов канальной трассировки наибольшее распространение получили интервальные [3; 4; 5] и «жадный» алгоритмы [2]. Достоинствами этих алгоритмов являются простота реализации, удов-

летворительные затраты машинного времени и приемлемая площадь кристалла, необходимая для трассировки. Недостатком «жадного» алгоритма является наличие большого числа межслойных переходов, которые увеличивают емкость в соответствующих цепях и повышают стоимость изделия. Этот недостаток значительно ограничивает применение «жадного» алгоритма при проектировании БИС. К недостаткам интервальных алгоритмов следует отнести строгое требование к исходным данным: граф вертикальных ограничений не должен содержать орциклов.

Целью этой работы является разработка алгоритмов уменьшения нижней оценки ширины канала. Это актуально, так как проектирование топологии БИС включает три взаимосвязанных этапа: размещение модулей, глобальную трассировку и детальную трассировку. Ширина каналов определяется в процессе размещения модулей. Если становится известным, что канальный трассировщик не может завершить трассировку при данной ширине канала, то глобальный трассировщик должен заново переназначить соединения в каналы. Если и после этого канальный трассировщик не сможет завершить трассировку, то программа размещения модулей должна увеличить пропускную способность каналов. В связи с тем что каждый из трех этапов является трудоемким, целесообразно после этапа глобальной трассировки найти нижнюю оценку ширины канала и, если она больше ширины канала, попытаться ее уменьшить изменением модели трассировки. После этого применить канальный трассировщик.

Канал — это прямоугольная область для трассировки с двумя рядами фиксированных выводов, размещенных на двух противоположных границах области, и с двумя рядами плавающих выводов, размещенных на других границах области. Расположение фиксированных выводов определяется в процессе размещения модулей (выводы типа контактных площадок (КП)) и в процессе глобальной трассировки (выводы типа фиктивных контактных площадок (ФКП)). Расположение плавающих выводов определяется на этапе канальной трассировки. В дальнейшем будем рассматривать горизонтальный канал с фиксированными выводами, расположенными вдоль верхней и нижней границ, и с плавающими выводами, расположенными на левой и правой границах.

На канал наложена сетка таким образом, чтобы выводы совпадали с узлами сетки. Сетка состоит из горизонтальных линий — магистралей канала и вертикальных линий — вертикалей канала. Трассировка выполняется в двух слоях. На одном слое выполняется трассировка горизонтальных сегментов по магистралям, на другом — трассировка вертикальных сегментов по вертикалям. Сегменты одной цепи, расположенные на разных слоях, соединяются посредством межслойных переходов, размещенных в узлах сетки.

Назначим каждому выводу числа от 0 до N , где N — количество цепей. Выводы с одним номером i , $1 \leq i \leq N$, должны быть соединены цепью i . Выводы с номером 0 не соединяются. Проблема

нальной трассировки может быть определена значением ширины канала и списками

$$(t(1), t(2), \dots, t(n)); \\ (b(1), b(2), \dots, b(n)),$$

где $t(j)$, $b(j)$ — номера цепей на j -й вертикали на верхней и нижней сторонах канала соответственно; n — длина канала (число вертикалей).

В дальнейшем будем использовать следующие обозначения: $S = \{1, 2, \dots, \sigma, q, \dots\}$ — множество номеров цепей, $\text{Card } S = N$; $TB = \{t(1), b(1), t(2), b(2), \dots, t(i), b(i), \dots\}$ — множество номеров выводов; $C = \{1, 2, \dots, i, \dots\}$ — множество номеров вертикалей; $U = \{1, 2, \dots, u, \dots\}$ — множество номеров магистралей; $u(\sigma)$ — номер магистрали, на которую назначена цепь σ .

В интервальных алгоритмах каждая цепь представляется одним горизонтальным сегментом — интервалом, поэтому цепи будем обозначать номерами σ , q и т. д.

Интервал цепи определяется самым левым и самым правым выводом данной цепи. Если интервалы различных цепей накладываются, то эти цепи не могут быть размещены на одной магистрали. Такие ограничения называются горизонтальными ограничениями. Наложение интервалов может быть записано в виде [6]

$$R_n = \{(\sigma, q) \mid \sigma \in C_i \wedge q \in C_i \wedge \sigma \neq q\}_{S \times S}. \quad (1)$$

Исходя из данного выражения горизонтальные ограничения между двумя цепями σ и q могут быть определены следующим отношением:

$$(\sigma, q) \in R_n \Rightarrow u(\sigma) \neq u(q). \quad (2)$$

Горизонтальные ограничения часто удобно выражать графом горизонтальных ограничений $G_n = (S, R_n)$, где множество вершин S соответствует цепям, а ребро между двумя вершинами проводится тогда, когда между соответствующими цепями существуют горизонтальные ограничения R_n .

Пусть $O(i)$ — множество цепей, чьи интервалы пересекают вертикаль i . Число элементов в $O(i)$ называется локальной плотностью и обозначается $d(i)$, а максимальное число называется плотностью канала:

$$D = \max_{i \in C} |O(i)|. \quad (3)$$

Плотность канала D является абсолютной нижней границей на число необходимых магистралей.

Если на вертикали находятся выводы на верхней и нижней границах канала, то появляются вертикальные ограничения на горизонтальные сегменты цепей. Горизонтальный сегмент цепи, соединяемый с верхним выводом на данной вертикали, должен быть размещен выше горизонтального сегмента цепи, соединяемого с нижним выводом на этой вертикали. Это отношение может быть выражено следующим образом [6]:

$$R_v = \{(\sigma, q) \mid t(i) \in S_\sigma \wedge b(i) \in S_q \wedge \sigma \neq q\}_{S \times S}. \quad (4)$$

Исходя из этого вертикальные ограничения между цепями σ и q определяются в виде

$$(\sigma, q) \in R_v \Rightarrow u(\sigma) < u(q). \quad (5)$$

Вертикальные ограничения выражают направленным графом $G_v = (S, R_v)$, где множество вершин S соответствует цепям, а направленное ребро (дуга) от вершины σ к вершине q означает, что цепь σ должна быть размещена выше цепи q . Следует заметить, что, если имеются орциклы в графе вертикальных ограничений (ГВО), трассировка не может быть выполнена без разделения некоторой цепи. Считаем, что ГВО ациклический. Тогда на графе может быть определен путь наибольшей длины (по количеству вершин) $l_v(\sigma)$, проходящий через вершину σ . Тогда

$$l_{v\max} = \max_{\sigma \in S} [l_v(\sigma)]. \quad (6)$$

Величина $l_{v\max}$ является относительной нижней границей на число необходимых магистралей. Эта величина является относительной, потому что при определенных условиях (применение «доглегов») эта оценка может быть уменьшена.

Как было указано выше, каждая цепь представляется интервалом. Если в ГВО есть орциклы, которым соответствуют петли в трассируемой схеме, то трассировка не может быть реализована без разделения некоторых цепей, принадлежащих этим орциклам. Такое разделение получило название «доглег».

Различают два типа «доглегов»: терминальный и нетерминальный. «Доглег» называется терминальным, если разделение цепи производится на вертикали, где имеется вывод этой цепи; в противном случае «доглег» называется нетерминальным. Предпочтение отдается терминальному «доглеку», так как нетерминальный «доглег» вводит дополнительное число межслойных переходов.

«Доглег» используется не только для исключения циклических вертикальных ограничений, как упоминалось выше, но также используется для минимизации длины наибольшего пути в ГВО, что влечет за собой снижение нижней оценки ширины канала. Пример на рис. 2, г, д иллюстрирует применение «доглега» для уменьшения ширины канала. Особое значение применение «доглегов» имеет тогда, когда нижняя граница ширины канала определяется $l_{v\max}$, т. е. $l_{v\max} > D$.

Так же, как и для преобразования ГВО к ациклическому виду используется два типа «доглегов», так и для уменьшения длины наибольшего пути $l_{v\max}$ в ГВО можно использовать терминальный и нетерминальный «доглеги».

Использование терминального «доглега» уже обсуждалось в литературе [3; 4]. Терминальные «доглеги» могут быть введены простым способом: каждая цепь разделяется на двухконтактные сегменты — подцепи, последовательно, слева направо. Разделение цепей на подцепи значительно увеличивает размерность задачи. К тому же в этом случае могут возникнуть избыточные «доглеги», что ведет к увеличению числа межслойных переходов. Чтобы этого не

происходило, в работах [3; 4] предлагают процедуру «соединения подцепей», которая соединяет подцепи, принадлежащие одной цепи, в цепь или большую подцепь. Если выполнять эту процедуру для всех подцепей, то проблема вырождается к исходной проблеме без «доглеггов». Поэтому было предложено следующее ограничение на соединение подцепей [3; 4].

Подцепи σ и q могут быть соединены только тогда, когда соединение цепей σ и q не увеличивает длину наибольшего пути, который проходит через узел σ или q в ГВО. Кроме того, если исходный ГВО имел орциклы, то при соединении необходимо следить, чтобы не появились орциклы в ГВО.

Если после введения терминальных «доглеггов» в ГВО остаются орциклы, то необходимо использовать нетерминальный «доглег». Наиболее подробно этот этап рассмотрен в статье [4]. В алгоритме приведения ГВО к ациклическому виду нельзя учесть минимизацию длины наибольшего пути, так как найти длину наибольшего пути в ГВО можно только тогда, когда ГВО ациклический. Правда, в работе [7] указывалось, что при преобразовании ГВО к ациклическому виду необходимо минимизировать длину наибольшего пути. Авторы статьи предлагают с помощью разделения минимального числа вершин граф G_v преобразовать в ациклический так, чтобы $l_{v \max} = \min_{G_i \in P} l_{v \max}(G_i)$, где P — множество ациклических графов, полученных из графа G_v с помощью разделения минимального количества вершин. Но в этой работе не указываются способы приведения ГВО G_v к ациклическому виду. Кроме этого, получение множества ациклических графов P может привести к большим затратам машинного времени.

Поэтому в случае, когда $l_{v \max} > D$, целесообразно для уменьшения нижней границы ширины канала применять нетерминальный «доглег».

Уменьшение $l_{v \max}$ имеет смысл проводить до абсолютной нижней границы ширины канала, т. е. до значения D . Уменьшение длины $l_{v \max}$ можно добиться введением «доглеггов» в некоторые цепи, входящие в этот путь.

Выбор «доглега» заключается в выборе цепи, для которой будет введен «доглег», и в выборе вертикали, на которой он будет размещен.

Определим наименьшее число цепей, в которых введение «доглеггов» уменьшит длину $l_{v \max}$ до значения меньшего или равного D :

$$l_{v \max} - k(D - 1) \leq D, \quad (7)$$

где k — наименьшее число цепей, в которых необходимо ввести «доглег». Отсюда

$$k = \left\lceil \frac{l_{v \max} - D}{D - 1} \right\rceil, \quad (8)$$

где $[X]$ — означает наименьшее целое, большее X .

Теперь определим множество цепей M , которое целесообразно выбрать:

$$l_{v\max} - (D - 1)(k - i + 1) \leq M(i) \leq i(D - 1) + 1, \quad i = \overline{1, k}. \quad (9)$$

Рассматривать цепи, являющиеся концевыми в наибольшем пути, нецелесообразно, так как введение в них «доглега» не приведет к уменьшению $l_{v\max}$.

Факторы, влияющие на размещение «доглега» на i -й вертикали в выбранной цепи, зависят от изменения локальной плотности на i -й вертикали и введения новых ограничений в ГВО.

«Доглег» на i -й вертикали запрещается размещать, если $b(i) = t(i)$, т. е. через вертикаль проходит цепь; на вертикали уже размещен «доглег».

Определим стоимостную величину, которая будет отражать назначения «доглега» для цепи σ в i -й вертикали следующим образом:

$$CVL_i^\sigma = [d_i^\sigma + l_p + P + NP_i^\sigma + \max(0, l_p - D) + \\ + \gamma_1 \cdot \max(0, d_i^\sigma - D) + \gamma_2 \cdot \max(0, l_p - l_{v\max})] \beta_{1i}^\sigma \beta_{2i}^\sigma, \quad (10)$$

где CVL_i^σ — цена назначения «доглега» на i -й вертикали для цепи σ ; d_i^σ — плотность на i -й вертикали после введения «доглега» для цепи σ ; NP_i^σ — число выводов, расположенных на i -й вертикали; l_p — длина наибольшего пути после введения «доглега»;

$$P = \begin{cases} 0, & \text{если } \sigma \in M(i), \quad i = \overline{1, k}, \\ D & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

$$\beta_{1i}^\sigma = \begin{cases} \infty, & \text{если на } i\text{-й вертикали } b(i) = t(i), \\ 1 & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

$$\beta_{2i}^\sigma = \begin{cases} \infty, & \text{если на } i\text{-й вертикали уже есть «доглег»,} \\ 1 & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

γ_1, γ_2 — константы.

После вычисления всех оценок CVL_i^σ выбирается «доглег» с минимальной стоимостью.

Алгоритм назначения «доглега» для уменьшения длины наибольшего пути следующий.

Алгоритм 1.

Шаг 1. Найти путь наибольшей длины в ГВО $l_{v\max}$, определить все цепи σ , входящие в него.

Шаг 2. Если $l_{v\max} \leq D$, то переход к шагу 6.

Шаг 3. Назначить стоимостную величину CVL_i^σ всем возможным «доглегам», т. е. паре (цепь σ , вертикаль i), где $le(\sigma) - p \leq i \leq re(\sigma) + p$, $i \neq le(\sigma)$, $i \neq re(\sigma)$. ($le(\sigma)$ ($re(\sigma)$) означает вертикаль, на которой находится самый левый (правый) вывод цепи σ).

Шаг 4. Выбрать «доглег» оптимальной стоимости. Если выбор «доглега» невозможен (все $CVL_i^\sigma = \infty$), переход к шагу 6.

Шаг 5. Изменить графы G_v и G_n . Переход к шагу 1.

Шаг 6. Конец.

Рассмотрим работу алгоритма на примере. На рис. 1, а изображена проблема канальной трассировки, а на рис. 1, б — ГВО G_v и ГГО G_n . Для данной проблемы плотность схемы D , а длина наибольшего пути $l_{v\max} = 6$. Следовательно, нижняя граница ширины канала определяется как $\max(l_{v\max}, D) = 6$.

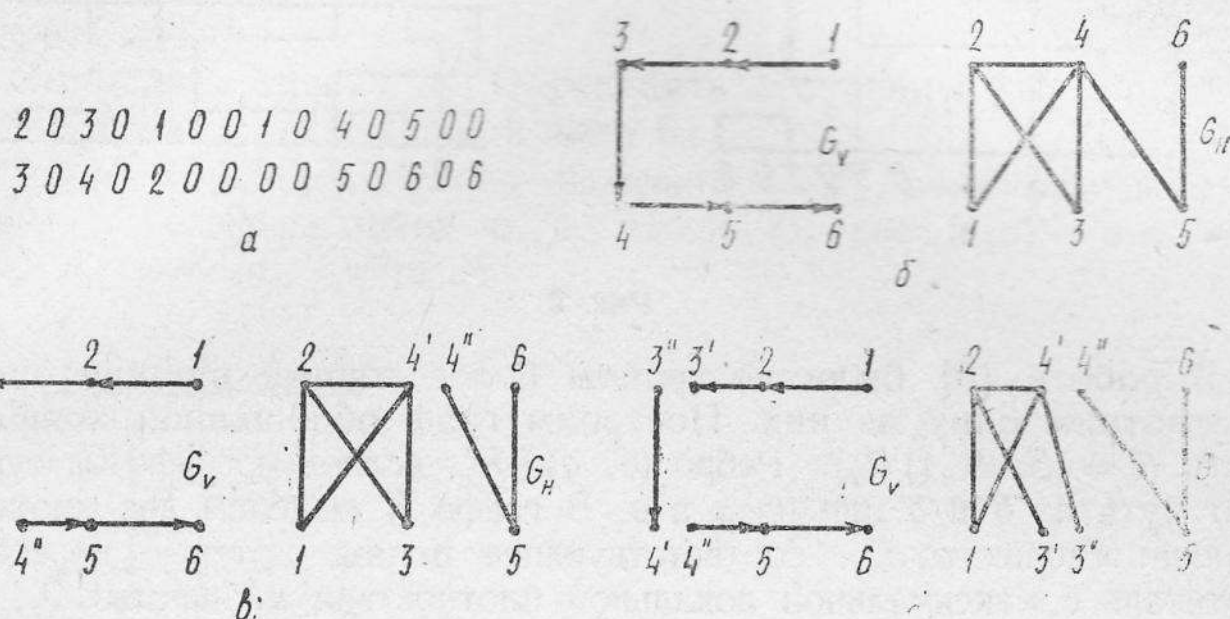


Рис. 1

Алгоритм 1.

Шаг 1. $l_{v\max} = 6$, $\{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$.

Шаг 2. $l_{v\max} > D$

Шаг 3. Пусть $p = 0$. Тогда $k = 2$, $M = \{2, 3, 4, 5\}$, $CVL_i^1 = \infty$, $1 \leq i \leq 8$;

$$CVL_1^2 = \infty, CVL_2^2 = 10, CVL_3^2 = \infty, CVL_4^2 = 10, CVL_5^2 = \infty;$$

$$CVL_1^3 = \infty, CVL_2^3 = 8, CVL_3^3 = \infty;$$

$$CVL_3^4 = \infty, CVL_4^4 = 8, CVL_5^4 = \infty, CVL_6^4 = 8, CVL_7^4 = 8, CVL_8^4 = 9;$$

$$CVL_9^4 = 7, CVL_{10}^4 = \infty;$$

$$CVL_{10}^5 = \infty, CVL_{11}^5 = 9, CVL_{12}^5 = \infty;$$

$$CVL_i^6 = \infty, 12 \leq i \leq 14.$$

Шаг 4. Выбираем $CVL_9^4 = 7$, т. е. вводим «доглег» в цепь 4 на вертикали 9.

Шаг 5. Изменяем графы G_v и G_n (рис. 1, в). Переход к шагу 1.

Шаг 1. $l_{v\max} = 4$, $\{1, 2, 3, 4'\}$.

Шаг 2. $l_{v\max} > D$

Шаг 3. $k = 1$, $M = \{2, 3\}$, $CVL_i^1 = \infty$, $5 \leq i \leq 8$, $CVL_1^2 = \infty$, $CVL_2^2 = 6$, $CVL_3^2 = \infty$, $CVL_4^2 = 6$, $CVL_5^2 = \infty$;

$$CVL_1^3 = \infty, CVL_2^3 = 6, CVL_3^3 = \infty;$$

$$CVL_i^4 = \infty, 3 \leq i \leq 9.$$

Шаг 4. Выбираем $CVL_2^3 = 6$, т. е. вводим «доглег» в цепь 3 на вертикали 2.

Шаг 5. Изменяем графы G_v и G_n (рис. 1, г). Переход к шагу 1.

Шаг 1. $l_{v\max} = 3$; $\{1, 2, 3'\}$

Шаг 2. $l_{v\max} \leq D$. Переход к шагу 6.

Шаг 6. Конец.

На рис. 2 а, б показаны результаты трассировки до и после работы алгоритма 1. Ширина канала уменьшилась с 6 до 3.

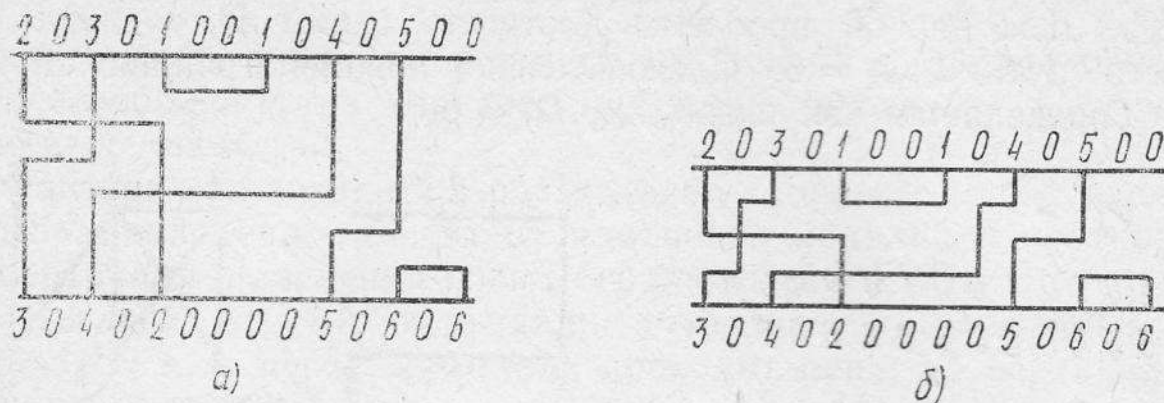


Рис. 2

В работе [8] были построены более точные нижние оценки. Рассмотрим одну из них. Построим граф обобщенной конфликтности $K = (S, R_n \cup R_v)$. Ребро $(\sigma, q) \in R_v$, если в орграфе G_v существует путь из σ в q или из q в σ . В графе K выделим два множества вершин: множество Q_1 , соответствующее цепям, которые пересекают вертикаль с максимальной локальной плотностью; множество Q_2 , соответствующее цепям, входящих в наибольший путь в ГВО.

Отметим, что мощность множества Q_1 соответствует плотности схемы: $|Q_1| = D$, а мощность множества Q_2 — длине наибольшего пути: $|Q_2| = l_{\max}$.

Рассмотрим оценку α_2 (обозначения взяты из работы [8]):

$$\alpha_2 = |Q_2| + |Q_4|,$$

где $Q_4 \subset Q_1 \setminus Q_2$ такое, что для любых $\sigma \in Q_4$ и $q \in Q_2$ в графе K существует ребро (σ, q) .

Описанная выше процедура уменьшения нижней границы (Алгоритм 1) может быть модифицирована для оценки α_2 .

Для оценки α_2 снижение значения можно ожидать при введении «доглега» в цепь $\sigma \in Q_2$, так как цепи $q \in Q_4$ имеют горизонтальные конфликты между собой и со всеми цепями $\sigma \in Q_2$.

Наименьшее число цепей, введение в которых «доглег» может уменьшить α_2 , определяем следующим образом:

$$k = \left\lceil \frac{\alpha_2 - D}{D - 1} \right\rceil. \quad (11)$$

Множество этих цепей M' находим из выражения

$$\alpha_2 - (D - 1)(k - i + 1) \leq M'(i) \leq i(D - 1) + 1, i = \overline{1, k}. \quad (12)$$

Так как Q_2 — множество вершин, входящих в наибольший путь $l_{\max}$, множество цепей, в которых целесообразно ввести «доглег», определяется выражением $M = M' \cap Q_2$. Стоимостная величина, отражающая назначение «доглега» для цепи σ на i -й вертикали, записывается аналогично (10):

$$CVT_i^\sigma = [d_i^\sigma + \alpha_2^n + P + NP_i^\sigma + \max(0, \alpha_2^n - D) + \\ + \gamma_1 \cdot \max(0, d_i^\sigma - D) + \gamma_2 \cdot \max(0, \alpha_2^n - \alpha_2)] \beta_{1i}^\sigma \cdot \beta_{2i}^\sigma, \quad (13)$$

где CVT_i^o — цена назначения «доглега» на i -й вертикали для цепи σ ;
 $\alpha_2 (\alpha_2^H)$ — нижняя оценка ширины канала до (после) введения «доглега».

Остальные параметры совпадают с параметрами для выражения (10).

Алгоритм для оценки может быть записан по аналогии с Алгоритмом 1.

Алгоритм 2.

Шаг 1. Вычислить оценку α_2 . Определить все цепи $\sigma \in Q_2 \cup Q_4$.

Шаг 2. Если $\alpha_2 \leq D$, то переход к шагу 6.

Шаг 3. Назначить стоимостную величину CVT_i^o всем возможным «доглегам», т. е. паре (цепь σ , вертикаль i), где $le(\sigma) - p \leq i \leq re(\sigma) + p$, $i \neq le(\sigma)$, $i \neq re(\sigma)$.

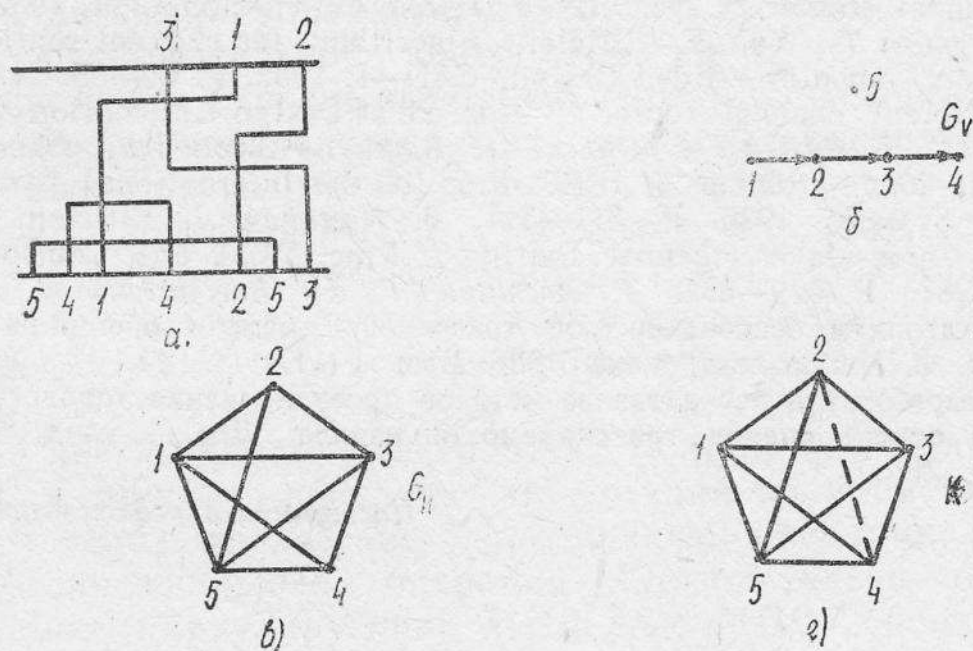


Рис. 3

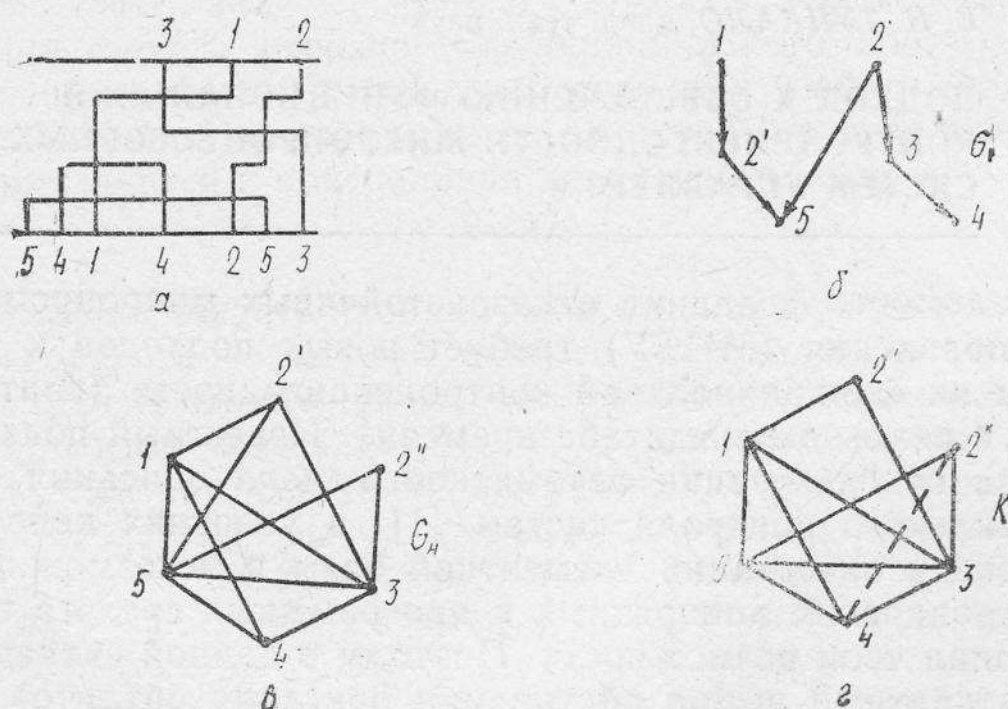


Рис. 4

Шаг 4. Выбрать «доглег» оптимальной стоимости. Если выбор «доглега» невозможен (все $CVT_i^o = \infty$), переход к шагу 6.

Шаг 5. Изменить графы G_v , G_n и K . Переход к шагу 1.

Шаг 6. Конец.

Рассмотрим пример на рис. 3, а. Плотность схемы и длина наибольшего пути равны четырем. Однако оценка $\alpha_2 = 5$ (граф K изображен на рис. 4, г) превышает абсолютную нижнюю оценку ширины канала: $\alpha_2 > D$. Следовательно, можно попытаться уменьшить α_2 применением Алгоритма 2. Решение этого примера после введения «доглега» в цепь 2 показано на рис. 4, а.

Список литературы: 1. Казеннов Г. Г., Шемелин В. М. Топологическое проектирование нерегулярных БИС. М., 1990. 109 с. 2. Rivest R. L., Fiduccia C. M. A Greedy Channel Router // Proc. 19 th Design Automation Conf. 1982, P. 418—424. 3. Yoshimura T., Kuh E. Efficient Algorithms for channel routing // IEEE Transactions on Computer—Aided Design, CAD—1. 1982. P. 25—35. 4. Yoshimura T. An Efficient channel router // Proc. 21 st Design Automation Conference. 1984. P. 38—44. 5. Keller F., Mlynski D. A graph—theoretical channel—router for constraint—loop—problems // IEEE Proc. of the International Symposium on Circuits and Systems. 1986. P. 311—314. 6. Kleinhans J. Efficient algorithms for two—and three—layer channel routing // Proc. VLSI and Computers Comp. Euro' 87. 1987. P. 629—632. 7. Аветисян Г. К., Багдасарян Л. А., Самвелян А. С. Алгоритм бесконфликтной трассировки межсоединений // Электрон. техника. Сер. 3. Микроэлектроника. 1986. Вып. 1 (117). С. 44—47. 8. Томквявичус А. К. Разработка и исследование методов проектирования топологии матричных БИС на основе оценок трассируемости канала: Дис.... канд. техн. наук. Каунас, 1989. 21 с.

Поступила в редколлегию 30.01.90.

УДК 681.326.0

В. Н. ТУПКАЛО, канд. техн. наук

ПОДХОД К ОБЕСПЕЧЕНИЮ ФУНКЦИОНАЛЬНОЙ КОНТРОЛЕПРИГОДНОСТИ МИКРОПРОЦЕССОРНЫХ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ

Необходимость создания отказоустойчивых микропроцессорных систем управления (МПСУ) требует новых подходов к решению проблемы их функциональной контролепригодности (контролепригодности в реальном масштабе времени). Известный подход, основанный на использовании автоматной модели описания объектов функционального контроля систем [1], в условиях непрерывного роста степени интеграции элементной базы и невозможности четкого разграничения аппаратных и программных средств практически исчерпал свои возможности. Поэтому в данной ситуации необходим адекватный выбор абстракции описания объектов с последующей разработкой соответствующего нового математического аппарата синтеза структурной избыточности.