

УДК 681.3

Последовательный алгоритм компоновки конструктивных элементов на основе задания схемы в виде гиперграфа

Саломатин В.А., Струнилин В.Н.
Донецкий национальный технический университет
vstrun@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Salomatina V., Strunilin V. Sequential algorithm of distributing of structural elements at the task of circuit as hypergraph. A sequential layout algorithm at the task of electrical circuit as hypergraph is offered. In a difference from the known methods procedure allowing it is considerably to simplify cutting of hyper graph on different pieces is developed. The offered algorithm abbreviates time of decision of task of arrangement.

$$\min \sum_{i=1}^k \sum_{i=1}^{k-1} |V_{ij}|, \quad i \neq j.$$

Введение

Компоновка электрической схемы – это процесс распределения элементов низшего конструктивного уровня в высший в соответствии с выбранными критериями и ограничениями. Например, БИС и ИС по ячейкам (печатным платам), ячеек в блоки и т.д.

Актуальность рассматриваемой задачи обусловлена ее использованием при проектировании как типовых элементов замены, так и микросхем большой степени интеграции.

При решении этой задачи основным критерием оптимальности является минимизация числа межячеечных связей, что необходимо для повышения надежности схем (за счет уменьшения числа разъемных соединений), уменьшения влияния электрических наводок, времени задержки сигнала в электрических цепях (вследствие минимизации суммарной длины соединений), упрощения конструкции и повышения технологичности разрабатываемого устройства.

Постановка задачи

Электрическую схему удобно интерпретировать в виде гиперграфа $G = (E, V; U)$, где E – множество элементов схемы, V – множество электрических цепей, U – множество дуг, соединяющих элементы схемы и электрические цепи, причем $\forall u_{ij} \in U [u_{ij} = (e_i, v_j)]$.

Задачу компоновки можно сформулировать следующим образом. Задан гиперграф $G = (E, V, U)$. Необходимо «разрезать» его на отдельные куски

$G_1 = (E_1, V_1; U_1), \dots, G_k = (E_k, V_k; U_k)$ таким образом, чтобы число ребер (цепей), соединяющих эти куски было минимальным, т.е. необходимо найти

при следующих условиях:

- $\forall G_i(E_i, V_i; U_i), G_j(E_j, V_j; U_j) \subset G(E, V; U);$
- $[G_i(E_i, V_i; U_i) \neq G_j(E_j, V_j; U_j) \Rightarrow (E_i \cap E_j = \emptyset) \& (U_i \cap U_j = U_{ij});$
- $\bigcup_{i=1}^k G_i(E_i, V_i; U_i) = G(E, V; U); \quad i, j = 1, \dots, k.$

Конструктивными ограничениями в задачах компоновки являются:

- число кусков разрезания гиперграфа k ;
- число вершин в каждом из кусков n_i (определяется числом конструктивных элементов, которые необходимо разместить на коммутационной плате, подложке БИС и т.д.):

$$\forall G_i(E_i, V_i; U_i) [n_{i\min} \leq |E_i| \leq n_{i\max}];$$

- максимальное число внешних связей каждого куска гиперграфа G_i (определяется количеством контактов используемого разъема, числом выводов корпуса БИС):

$$\forall G_i(E_i, V_i; U_i) \subset G(E, V; U) \left| \bigcup_{i=1}^k u_{ij} \right| \leq m_i,$$

где m_i – ограничение на количество внешних связей куска гиперграфа G_i .

Последовательный алгоритм компоновки

Из литературы [1-9] известно множество алгоритмов разрезания гиперграфа на куски. Сформулируем алгоритм, который успешно применяется на практике в действующих САПР.

$$1^0. r := 0 \rightarrow 2^0.$$

$$2^0. E_r := \emptyset, r := r + 1, a := n_{\max}, \theta := 1 \rightarrow 3^0.$$

(E_r – множество вершин в куске r ; θ – порядковый номер подсоединяемой вершины, n_{\max} –

максимальное число вершин в куске).

3⁰. Выбор $e_j \in I_r$, для которой $L_1(e_j) = \max L_1(e_p)$, где $e_p \in I_r$ (I_r – множество нераспределенных вершин) $\rightarrow 4^0$.

4⁰. Если $|I_r|=1$, то переходим $\rightarrow 6^0$, иначе $\rightarrow 5^0$. I_r – множество вершин с одинаковым максимальным значением L_1 .

5⁰. Выбор $e_j \in I_r$ с меньшим номером $\rightarrow 6^0$.

6⁰. $E_r := e_j \rightarrow 7^0$.

7⁰. Для каждой вершины $e_j \in I_r \setminus E_r$ находим $L_2(e_j) \rightarrow 8^0$.

8⁰. Проверка $L_2(e_j) \leq m$. Если да $\rightarrow 9^0$, нет $\rightarrow 20^0$.

9⁰. $\forall e_j \in I_r [L_2(e_j) \leq m]$ определяем $L_3(e_j) \rightarrow 10^0$.

10⁰. Выбор e_j , для которой $L_3(e_j) = \max L_3(e_p)$, где $e_p \in I_r \rightarrow 11^0$.

11⁰. Проверка $|I_v|=1$, если да $\rightarrow 13^0$, нет $\rightarrow 12^0$. I_v – множество вершин с одинаковым максимальным значением L_3 .

12⁰. Выбор $e_j \in I_v [L_2(e_j) = \min L_2(e_p)]$, где $e_p \in I_v \rightarrow 13^0$.

13⁰. $E_r := E_r \cup \{e_j\} \rightarrow 14^0$.

14⁰. $\theta := \theta + 1 \rightarrow 15^0$.

15⁰. Проверка $\theta = n_{\max}$. Если да $\rightarrow 16^0$, нет $\rightarrow 7^0$.

16⁰. Кусок g сформирован $\rightarrow 17^0$.

17⁰. Проверка $|I| > n_{\max}$. Если да $\rightarrow 2^0$, нет $\rightarrow 18^0$.

18⁰. Проверка $|I| < n_{\min}$. Если да $\rightarrow 20^0$, нет $\rightarrow 19^0$.

19⁰. Определяем число внешних связей куска k . $L_2(k) = \Gamma I_k \cap \Gamma E \setminus I_k$. Если $L_2(k) \leq m \rightarrow 21^0$, иначе $\rightarrow 20^0$.

20⁰. Задача не имеет решения при данных ограничениях $\rightarrow 21^0$.

21⁰. Конец алгоритма.

Показатели $L_1(e_j)$, $L_2(e_j)$, $L_3(e_j)$ определяются следующим образом.

$$L_1(e_j) = |\Gamma e_j \cap \Gamma I_r \setminus e_j| - \text{показатель,}$$

который определяет количество цепей, связывающих вершину e_j с множеством нераспределенных вершин.

$$L_2(e_j) = |\Gamma(E_r^i \cup \{e_j\}) \cap \Gamma E \setminus (E_r^i \cup \{e_j\})| -$$

показатель, который определяет число внешних связей (цепей) куска g при добавлении в него вершины e_j .

$$L_3(e_j) = |\Gamma E_r^i \cap \Gamma e_j| - \text{показатель, который}$$

определяет число внутренних связей (цепей) вершины e_j с куском g .

E – множество всех вершин (распределенных и нераспределенных). Заметим, что все внешние связи схемы соединяем с вершиной e_0 . Эта вершина является

распределенной в кусок T_0 .

Алгоритм является простым с точки зрения машинной реализации, однако, с увеличением числа вершин в кусках и числа кусков разрезания k вычисление показателей L_1 , L_2 и L_3 является достаточно громоздким.

В данной работе предлагается формальная процедура, позволяющая значительно упростить расчет значений L_1 , L_2 и L_3 , и тем самым уменьшить время решения задачи. Эта процедура основана на том, что матрица элементарных комплексов $Q = \|q_{ij}\|_{|E| \times |V|}$,

соответствующая исходному гиперграфу G , является бинарной матрицей, т.е. содержит только элементы, равные 1 или 0, что позволяет применять для вычисления значений показателей L_1 , L_2 и L_3 операции дизъюнкции и конъюнкции.

Если в формулах для L_1 , L_2 и L_3 операции $\cup, \Gamma \Leftrightarrow \vee$, а $\cap \Leftrightarrow \wedge$, то применительно к матрице Q исходного гиперграфа G данные показатели можно определить следующим образом.

$L_1(e_j)$ – конъюнкция вектора строки e_j матрицы Q и вектора, полученного в результате дизъюнкции строк $(I_r \setminus e_j)$ матрицы Q :

$$L_1(e_j) = e_j \wedge (\vee I_r \setminus e_j).$$

$L_2(e_j)$ – конъюнкция вектора, полученного

в результате дизъюнкции строк $(E_r \cup \{e_j\})$ матрицы Q с вектором, полученным в результате дизъюнкции строк $(E \setminus \{E_r \cup \{e_j\}\})$ матрицы Q :

$$L_2(e_j) = (\vee (E_r \cup \{e_j\})) \wedge (\vee (E \setminus \{E_r \cup \{e_j\}\})).$$

$L_3(e_j)$ – конъюнкция вектора, полученного в результате дизъюнкции строк E_r матрицы Q с вектором строки e_j матрицы Q :

$$L_3(e_j) = (\vee E_r) \wedge e_j.$$

Значения L_1 - L_3 численно равны количеству единиц в векторе, полученном после операции конъюнкции.

Пример работы алгоритма

Пусть задан гиперграф $G = (E, V; U)$, отображающий некоторый фрагмент схемы (рис.1).

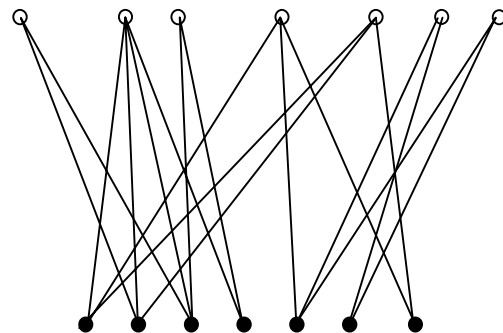


Рисунок 1 – Гиперграф G

Заданы следующие ограничения:

1. Количество кусков $n=3$, т.е. необходимо разрезать гиперграф на 3 куска (T_0, T_1, T_2).
2. Количество внешних связей кусков гиперграфа $G=(E, V; U) \quad m \leq 4$.
Получим матрицу элементных комплексов Q исходного гиперграфа $G=(E, V; U)$ (табл.1).

Таблица 1. Матрица Q

	V_1	V_2	V_3	V_4	V_5	V_6	V_7
e_0	1				1		1
e_1		1	1				
e_2	1	1	1	1			
e_3			1	1			
e_4	1	1					1
e_5		1			1	1	
e_6					1	1	

В соответствии с алгоритмом заполняем таблицу компоновки (табл.2).

Таблица 2- Результаты компоновки

r	I_r	L_1	E'_r	I'_r	L'_2	L'_3	E''_r	I''_r	L''_r	L''_3	E'''_r
0											e_0
1	e_1	2	e_2	e_1	4	2	e_3	e_1	2	2	e_4
	e_2	4		e_3	3	2		e_4	4	2	
	e_3	2		e_4	4	2		e_5	5	-	
	e_4	1		e_5	6	-		e_6	5	-	
	e_5	2									
	e_6	2									
2	e_4										e_4
	e_5										e_5
	e_6										e_6

В качестве примера рассчитаем показатели $L_1- L_3$ для вершин, выделенных в таблице компоновки.

$$L_1(e_2): (\vee e_2) \wedge (\vee e_1 e_3 e_4 e_5 e_6) = 1111000 \wedge 1111111 = 1111000;$$

$$L_1(e_2) = 4.$$

$$L'_2(e_1) = (\vee e_2 e_3 e_1) \wedge (\vee e_0 e_4 e_5 e_6) = 1111000 \wedge 1100111 = 1100000;$$

$$L'_2(e_1) = 2.$$

$$L''_3(e_1): (\vee E''_r) \wedge (e_1) = (\vee e_2 e_3) \wedge (\vee e_1) = 1111000 \wedge 0110000 = 0110000;$$

$$L''_3(e_1) = 2.$$

Для второго куска $e_4 e_5 e_6$ определим количество внешних связей

$$L_2(e_4 e_5 e_6): (\vee e_4 e_5 e_6) \wedge (\vee E \setminus \{e_1 e_3 e_4\}) = (\vee e_4 e_5 e_6) \wedge (\vee e_0 e_1 e_2 e_3) = 1100111 \wedge 1111101 = 1100101;$$

$$L_2(e_4 e_5 e_6) = 4.$$

Окончательное разрезание гиперграфа показано на рис. 2.

Для расширения возможностей алгоритма предлагается следующее:

1. Вершина, помещаемая в кусок на первом шаге, имеет показатель $L_1(e_j) = \max L_1(e_j)$, т.е. является как бы центром группирования, куда затем добавляются новые вершины на последующих шагах. Однако, статистические исследования показывают, что не всегда результат разрезания лучше, чем при выборе вершины с другим показателем L_1 . Поэтому предлагается в качестве первой вершины выбирать последовательно все вершины гиперграфа из числа нераспределенных вершин. Ясно, что в этом случае время решения задачи увеличивается в $|E|$ раз.

2. Если возникает альтернатива при выборе очередной вершины, кроме первой, то предпочтение следует отдать не вершине с меньшим номером, а той вершине, у которой число связей (цепей) с нераспределенными вершинами будет больше и, следовательно, возрастает вероятность получения лучшего результата компоновки на последующих шагах алгоритма.

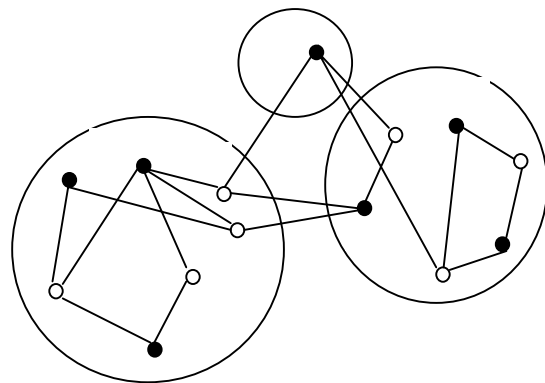


Рисунок 2- Результат разрезания гиперграфа G.

Выводы по работе

Появление интегральных микросхем в корпусах с малым шагом, возрастание требований к быстродействию схем и электромагнитной совместимости приводят к необходимости использовать современные средства САПР, обладающих целым рядом принципиально новых возможностей и алгоритмов проектирования [9].

В работе сформулирован последовательный алгоритм компоновки, основанный на парных перестановках элементов при задании электрической схемы в виде

гиперграфа. Предложена процедура, которая значительно упрощает расчет значений показателей L_1 - L_3 для выбора очередной вершины в кусок и таким образом позволяет значительно уменьшить время решения задачи компоновки.

При дальнейшем развитии предложенного алгоритма может быть рассмотрена задача компоновки с обменом не пар элементов, а их групп.

Литература

1. Автоматизированное проектирование узлов и блоков РЭС средствами современных САПР: Учеб. пособие вузов /Под ред. И.Г. Мироненко. — М.: Высшая школа, 2002. — 391 с.
2. Автоматизация проектирования радиоэлектронных средств: Учеб. пособие для радиотехн. спец. вузов / Под ред. О.В. Алексеева. — М., 2000. — 479 с.
3. Селютин В.А. Автоматизация проектирования топологии БИС. — М.: Радио и связь. — 1983, 112с.
4. Деньдобренко Б.Н., Малика А.С. Автоматизация конструирования РЭА. — М.: Высшая школа, 1980.

5. Курейчик В.М. Математическое обеспечение конструкторского и технологического проектирования с применением САПР. — М.: Радио и связь, 1990.

6. Морзов К.К., Одинокое В.Г., Курейчик В.М. Автоматизированное проектирование конструкций радиоэлектронной аппаратуры. — М.: Радио и связь, 1983.

7. Ильин В.Н., Фролкин В.Т., Бутко А.И. и др. Автоматизация схемотехнического проектирования: Учебное пособие для вузов. — М.: Радио и связь, 1987.

8. Савельев А.П., Овчинников В.А. Конструирование ЭВМ и систем. — М.: Радио и связь, 1986.

9. Батищев Д.И. и др. Оптимизация в САПР. — Учебное пособие. — Воронеж: ВГУ, 1997.

10. Стешенко В.Б. EDA. Практика применения САПР в проектировании радиоэлектронных устройств. — «Нолидж», 2002.— 768с.

Поступила в редколлегию 10.03.2009