АЛГОРИТМИЧЕСКИЙ АНАЛИЗ СТРУКТУРНОЙ ИНФОРМАЦИИ
(Вычислительные системы)
1985 год Выпуск 112

УДК 681.32

# АЛГОРИТМ ЧАСТИЧНО-РЕГУЛЯРНОГО РАЗМЕЩЕНИЯ ЭЛЕМЕНТОВ НА ПЛАТЕ

В.И.Кашин, Г.Н.Кулиш, Л.И.Макаров

Итеративно-последовательный алгоритм размещения разногабаритных элементов [1,2] обладает высоким быстродействием и хорошим качеством получаемого результата. Предлагаемый здесь алгоритм частично-регулярного размещения элементов реализует идеи итеративно-последовательного алгоритма для более общего и практически значимого случая размещения, когда множество элементов состоит не только из разногабаритных, но и имеет заданные наборы одинаковых элементов, размещаемые в соответствующих фиксированных полях позиций платы.

Устройство радиоэлектронной аппаратуры, элементы которой необходимо разместить на плате, может быть задано схемой $F = (E, S)$, где $E = \{e_i\}$, $i = \overline{1,n}$, - множество элементов устройства, а $S = \{s_j\}$, $j = \overline{1,m}$,- система их соединений (связок). Геометрическими моделями элементов схемы и печатной платы $P$ служат прямоугольники $e_i$ и $P$, заданные в евклидовой плоскости в собственных системах координат $(X_i, Y_i)$, $i = \overline{1,n}$, и $(X,Y)$ соответственно. Начало координат системы $(X_i, Y_i)$ называют репером $t_i$ элемента $e_i$, а угол $\theta_i$ поворота системы $(X_i, Y_i)$ вместе с элементом $e_i$ вокруг его репера относительно системы $(X, Y)$ называют ориентацией элемента $e_i$. При этом обычно предполагают, что $\theta_i = k\cdot 90^\circ$, $k=0,1,2,3$, $i=\overline{1,n}$.

Зададим в плоскости в системе координат $(X,Y)$ целочисленную решетку $H$ с шагом $d_0$ и определим целочисленные плату и элементы как непустые подмножества $H_0 = P\cap H$, $h_i = e_i \cap H$ такие, что $t_i \in h_i$, $i = \overline{1,n}$. Тогда для множества элементов из $E$ схемы $F$ на плате $H_0$ считаем заданным их распределение $R =$

$=\{R_i\}$, $R_i=(x_i, y_i, \theta_i)$, если для каждого элемента $h_i$ известны ориентация $\theta_i$ и координаты $(x_i, y_i)$ его репера $t_i$ в системе координат $(X, Y)$. Распределение $R=\{R_i\}$ элементов схемы назовем р а з м е щ е н и е м, если все ее элементы $h_i$ содержатся в плате $H_0$ и попарно не пересекаются т.е.

$$H_E=\bigcup_{i=1}^{n} h_i \subseteq H_0, \quad h_i \cap h_r=\emptyset, \quad i \neq r, \quad i, r=\overline{1, n}.$$

Пусть множество элементов $E$ разбито на подмножества $E_k$, $k=\overline{0, N}$, где $E_0$ – набор разногабаритных элементов, а $E_k$, $k=\overline{1, N}$, – наборы элементов, каждый из которых содержит элементы одинаковых размеров, $E=\bigcup_{k=0}^{N} E_k$, $E_k \cap E_r=\emptyset$, $k \neq r$, $k, r=\overline{0, N}$, и $|E_k|=n_k$.

Для каждого набора $E_k$, $k=\overline{1, N}$, зафиксируем на плате такое подмножество ее узлов, которое образует конечную решетку $H_k$ с шагами $d_k^X$ и $d_k^Y$ по осям $X$ и $Y$ соответственно, $d_k^X/d_0$, $d_k^Y/d_0$ – целые числа. При этом потребуем, чтобы $h_{ik} \cap H_k=t_{ik}$ для всех элементов $e_{ik} \in E_k$, $k=\overline{1, N}$, и число узлов $|H_k| \geq |E_k|$, $k=\overline{1, N}$.

Решетку $H_k$, $k=\overline{1, N}$, назовем п о л е м п о з и ц и й, ее узлы – п о з и ц и я м и, а элементы из $E_k$, $k=\overline{1, N}$, – р е г у л я р н ы м и. При размещении регулярных элементов в одну позицию необходимо поместить единственный элемент, при этом если $d_k^X=d_k^Y$ и реперы совпадают с центрами элементов $e_{ik} \in E_k$, то возможные ориентации элементов кратны $180^\circ$.

В каждой решетке $H_k$, $k=\overline{0, N}$, зададим множество $Z_k$ – запрещенных для размещения элементов зон, т.е. подмножеств $Z_k \subset H_k$ узлов, которые не могут принадлежать элементам $e_{ik} \in E_k$. При этом если габаритные прямоугольники решеток $H_k$ и $H_r$, $k \neq r$ с размещенными в них элементами пересекаются, то узлы из $H_0$, принадлежащие этому пересечению, должны быть запрещены для размещения в них элементов одного из множеств $E_k$ или $E_r$, $k, r=\overline{1, N}$.

Каждая связка $s_j \in S$ содержит множество таких точек (к о н т а к т о в) элементов, которые на плате должны быть соединены между собой, т.е. $s_j=\{(q, i)_p\}$, $p=\overline{1, p_j}$, где $q$ – номер контакта элемента $e_i$, входящего в связку $s_j$, $q \in \{1, 2, \ldots, q_i\}$, $s_j \cap s_r=\emptyset$, $j \neq r$; $j, r=\overline{1, m}$,

$$\sum_{j=1}^{m} p_j=\sum_{i=1}^{n} q_i=K.$$

Для заданного распределения $R = \{R_i\}$, $R_i=(x_i, y_i, \theta_i)$, элементов на плате известны координаты каждого $q$-го контакта $i$-го элемента, $i = \overline{1,n}$, $q = \overline{1,q_i}$, в системе координат $(X,Y)$ платы. Качество распределения элементов схемы может быть оценено значением функции $L = L(\dot{R},S)$, зависящей от положения контактов на плате, системы их соединений и выбранной модели соединений (полный граф, звезда и т.д.) [2].

Тогда задача частично-регулярного размещения имеет вид: на плате $P$ с заданными решетками $H_k$ и запрещенными зонами $Z_k$, $k=\overline{0,N}$, найти такое размещение $R^*=\{R_i^*\}$, $R_i^* = (x_i^*, y_i^*, \theta_i^*)$, элементов множества $E = \{e_i\}$, $i=\overline{1,n}$, $E=\bigcup\limits_{k=0}^{N} E_k$, $E_k \cap E_r=\emptyset$, $k\neq r$, $k,r=\overline{0,N}$, имеющих систему соединений $S$, что $L = L(R^*,S)=\min\limits_{R\in\hat{R}} L(R, S)$, где $\hat{R}$ - множество всех размещений элементов из $E$ на плате $P$, удовлетворяющих условию: $e_{ik} \cap Z_k = \emptyset$ для каждого элемента $e_{ik} \in E_k$.

Поставленная задача, несмотря на отсутствие некоторых практически важных условий (например, ограничений на расстояния между выделенными элементами) не имеет эффективных точных методов решения. Реальный путь нахождения приемлемого решения этой задачи состоит в применении эвристических быстродействующих алгоритмов, управляющие параметры которых позволяют оперативно воздействовать на процесс решения с целью получения нескольких приближенных результатов и выбора лучшего из них.

Для нахождения приближенных решений этой задачи используем схему итеративно-последовательного алгоритма размещения. В качестве модели соединения выберем "звезду", длину соединения определим как сумму расстояний от его компонентов до центра соединения [2], а качество $L(R,S)$ распределения элементов - как сумму длин всех соединений схемы.

На плате $P$ размерами $A\cdot B$, $A\geq B$, на $r$-м шаге итерации алгоритма будем задавать пару $(Q_r, Q_r')$, $r = \overline{1,\rho}$, систем прямоугольных областей, образованных множеством параллельных прямых $X_r, Y_r$ и $X_r', Y_r'$ соответственно. Множества прямых, параллельных оси $X$ платы, есть $X_r = \{x_l \mid x_l=l\Delta r,\ l = \overline{0,d_r}\}$, $\Delta_r=A/d_r$, $d_r=\nu^{r-1}$, где $\nu$ - коэффициент дробления, $1\leq\nu\leq[A/a]$, $\nu$ - целое, $a=\min\limits_i\{a_i\}$, $a_i= \max(a_i, b_i)$, где $a_i$, $b_i$ - размеры $i$-го элемента $e_i$, $i=\overline{1,n}$; $\rho = [\log_\nu(A/a)]+1$; и $X_r'=\{x_0'=0, x_1', \ldots x_l', \ldots x_{d_r}', x_{d_r+1}'=A\}$, $x_l'=x_{l-1}+[p\cdot\nu]\cdot\Delta_{r+1}$, $l=\overline{1,d_r}$, где $p$ - коэффициент сдвига (перекрытия) областей, $0 \le p \le 1$ ; $\varepsilon$ множество прямых, параллельных оси $Y$ платы, есть $Y_r = \{y_l \mid y_l = l \cdot \Delta_r, l=\overline{0,d_r}\}$, $Y''_r = \{y'_0 = 0, \dots, y'_l, \dots, y'_{d_r}, y'_{d_r+1} = A\}$, $y'_l = y_{l-1} + [p \cdot \nu]\Delta_{r+1}$, $l = \overline{1,d_r}$.

Обозначим через $Q_r(\alpha,\beta) \in Q_r$ (соответственно $Q_r(\alpha', \beta') \subset Q'_r$) область, образованную прямыми $x_\alpha, x_{\alpha+1} \in X_r$, $y_\beta, y_{\beta+1} \in Y_r$, $\alpha,\beta = \overline{0,d_r-1}$ (соответственно $x'_\alpha, x'_{\alpha+1} \in X'_r$, $y'_\beta, y'_{\beta+1} \in Y'_r$, $\alpha', \beta' = \overline{0,d_r-1}$). Каждая область $Q_r(\alpha, \beta)$ содержит $\nu^2$ ячеек - областей системы $Q_{r+1}$ (т.е. $|Q_r| = \nu^{2r} = D_r$), а $Q'_r(\alpha',\beta')$ не более $\nu^2$ таких ячеек. Естественно, что области $Q_r(\alpha,\beta)$ и $Q'_r(\alpha',\beta')$, не пересекающиеся с платой $P$, в алгоритме не рассматриваются.

Входной информацией алгоритма частично-регулярного размещения являются описания платы $H_0$, полей позиций $H_k$, $k=\overline{1,N}$, и запрещенных зон $Z_k$, $k=\overline{0,N}$; элементов $h_i$ и их контактов $q=\overline{1,q_i}$, $i=\overline{1,n}$ ; системы связок $S=\{s_j\}$, $j=\overline{1,m}$; начальное размещение $R_0$ заранее зафиксированных на плате элементов (например, разъема), ограничения на расстояния между заданными парами элементов, технологические ограничения на размеры компонент (например, контактов) элементов и расстояния между ними, управляющие параметры: $\nu$ - коэффициент дробления областей $1 \le \nu \le [A/a]$, $T$ - коэффициент увеличения окрестности размещения, $1 \le T \le [A/a]$, $g$ - число элементов, после фиксации которых происходит очередное перераспределение неразмещенных элементов.

Выходной информацией алгоритма являются описания моделей элементов и платы, размещения $R$ элементов на плате, процент размещенных элементов, суммарная длина соединений $L(R,S)$ и перечень значений управляющих параметров алгоритма [3].

Алгоритм состоит из следующих этапов.

Этап I. Построение геометрических моделей.

Исходя из описаний платы, запрещенных зон и элементов, технологических ограничений и условий трассировки в окрестности каждого элемента, аналогично [I] строятся их целочисленные модели, которые используются в работе алгоритма.

Вычислительная сложность, т.е. количество выполняемых операций, этапа I $\omega_1 \le C'_1 K \le C'_1 q_0 n \approx C_1 n$, поскольку на практике число запрещенных зон невелико. Здесь и далее константы обозначены буквой "С" с индексами.

Этап 2. Распределение элементов схемы.

На каждом r-м шаге итерации внутри областей системы $Q_r$, а затем системы $Q'_r$ пройзводится распределение элементов, попавших в данную область, по ячейкам этой области, если размеры элементов меньше размеров ячейки. Элементы больших размеров в дальнейшем не распределяются. Распределение элементов производится с учетом критерия качества и плотности заполнения ячеек - выбирается элемент, имеющий наибольшую связность, и устанавливается в ячейку, наименее суммарно удаленную от центров связок элемента, из тех ячеек, плотность заполнения которых позволяет установить этот элемент.

В связи с перекрытием областей систем $Q_r$ и $Q'_r$ элементы,неудачно распределенные в области из $Q_r$, могут перейти в ячейки другой области, имеющие более высокое значение критерия качества, при распределении элементов в системе областей $Q'_r$.Коэффициент перекрытия выбран p = 0.5, поскольку при этом достигается наиболее равномерное перекрытие областей из $Q_r$ и $Q'_r$.

Итак,вначале находятся величины $A=\max(A,B)$, $a_i=\max(a_i, b_i)$, $i=\overline{1,n}$, $a=\min_i\{a_i\}$, $\rho=[\log_\nu[(A/a)]]+1$, и задается начальное распределение элементов - центры всех нефиксированных элементов совпадают с центром платы.

Для $r=\overline{1,\rho}$ на r-м шаге итерации выполняются следующие процедуры.

2.1. Подготовка информации.

Находятся величины $\Delta_r=A/\nu^{r-1}$, $\Delta_{r+1}$; множества координат $X_r$, $Y_r$, $X'_r$, $Y'_r$ систем прямых, образующих области из $Q_r$ и $Q'_r$; множество $M_r \subseteq E$ нефиксированных элементов $e_i$, наибольший размер которых $a_i \le \Delta_{r+1}$ (при $a_i \ge \Delta_{r+1}$ элемент $e_i$ не распределяется); множество $M_r(\alpha,\beta) \subseteq M_r$ элементов, которые необходимо распределить по ячейкам области $Q_r(\alpha,\beta)$, $\alpha,\beta=\overline{0,d_{r-1}}$; величины

$$\sigma_{r\varphi}=\Big(\sum_{e_i\in M_r(\alpha,\beta)} c_{i\varphi}\Big)/\Delta^2_{r+1}$$

исходной плотности заполнения φ-й ячейки, $\varphi=\overline{1,d_r^2}$; $c_{i\varphi}=\dfrac{a_i b_i}{\nu^2}$ - часть площади элемента $e_i$, имеющего $a_i \ge \Delta_{r+1}$, отнесенная в φ-ю ячейку области $Q_r(\alpha,\beta)$. Исходные количества $p_{k\varphi}$ незанятых позиций поля $H_k$, $k=\overline{1,N}$, в φ-й ячейке.

2.2. Распределение элементов по областям систем $Q_r$ и $Q'_r$.

2.2.1. Обход областей системы $Q_r$.

В каждой области $Q_r(\alpha,\beta) \in Q_r$, $\alpha,\beta = \overline{0,d_{r-1}}$, производится распределение элементов множества $M_r(\alpha,\beta)$ по центрам ее ячеек с помощью процедуры распределения п.2.3. По результатам работы п.2.2.1 находятся новые значения величин $\sigma_{r\varphi}$, $p_{k\varphi}$ и множества $M'_r(\alpha',\beta')$, элементы которых нужно распределить по ячейкам облас - тей $Q'_r(\alpha',\beta')$.

2.2.2. Обход областей системы $Q'_r$.

Процедура п.2.2.2 аналогична процедуре п.2.2.1. Обход обла - стей в каждой из этих процедур производится в порядке лексикографического возрастания координат их центров.

Признаком конца этапа 2 является выполнение условия $M_r = \emptyset$.

2.3. Распределение элементов по ячейкам области.

2.3.1. Упорядочение элементов.

Для каждого элемента $e_i \in M_r(\alpha,\beta)$ области $Q_r(\alpha,\beta)$ (или $e_i \in M'_r(\alpha',\beta')$ области $Q'_r(\alpha',\beta')$) в предположении, что эти элементы вначале не распределены, находится величина связности $\delta_i = q_{i1} - q_{i2}$, $q_{i1}$ - число контактов $e_i$, соединенных с контактами распределен - ных элементов, $q_{i2}$ - соединенных с контактами нераспределенных элементов. Затем элемент с наибольшей связностью считается рас - пределенным, и процедура нахождения связности повторяется для остальных элементов и т.д.

Таким образом, элементы области упорядочиваются по уменьшению связности, а при одинаковой связности - по уменьшению их площади, поскольку свободная площадь, необходимая для установки малогаба - ритного элемента в любой точке вплотную к фиксированному элементу с большими габаритами, меньше площади, необходимой в обратном случае, на величину, пропорциональную разности площадей элементов.

2.3.2. Последовательное распределение элементов.

В установленном процедурой п.2.3.1 порядке для очередного элемента $e_i$ находятся среди всех $\nu^2$ ячеек области такие, в которые его можно распределить без нарушения допустимых расстояний с заданными элементами и заданной допустимой плотностью $\sigma_0$ заполнения ячеек (для регулярных элементов необходимо $p_{k\varphi} \geq 1$, $k=\overline{1,N}$). Среди найденных ячеек выбирается для установки очередного элемента та, которая имеет наименьшее суммарное расстояние от ее центра до центров связок данного элемента. После распределения элемента в выбранную установочную ячейку пересчитываются координаты цент - ров связок и величины $\sigma_{r\varphi}:=\sigma_{r\varphi} + a_i b_i/\Delta^2_{r+1} \le \sigma_0$ (или $p_{k\varphi}:=p_{k\varphi}-1$).

Вычислительная сложность процедуры п.2.I определяется в ос - новном сложностью вычисления исходных значений $\sigma_{r\varphi}$ и $p_{k\varphi}$ и не превосходит величины $\omega_{21} \le C_{21}\, n\, \nu^2$, поскольку параметры каждого элемента из $M_r$, $|M_r| \le n$, участвуют в вычислении этих значений не более чем для $\nu^2$ ячеек.

Вычислительная сложность процедуры п.2.3 состоит из сложно - сти $\omega_{231}$ упорядочения элементов данной области и сложности $\omega_{232}$ распределения их в установленном порядке. Сложность упорядочения $\omega_{231} \le C_{231}\, n_{cpr}$, где $n_{cpr} = \frac{n}{D_r} = \frac{n}{\nu^{2r}} \ge \frac{|M_r|}{\nu^{2r}}$ - среднее число элементов в области. Сложность распределения $\omega_{232} \le C_{232} n_{cpr} \nu^2 q_0$, где $q_0 = \frac{K}{n}$ - среднее число контактов элемента, поскольку для каждого из $n_{cpr}$ элементов области выбирается одна из $\nu^2$ ее ячеек, имеющая лучший критерий качества, вычисляемый в среднем для $q_0$ связок, при этом на практике $q_0$ можно считать константой. Следовательно, вычислительная сложность процедуры п.2.3:

$$\omega_{23} = \omega_{231}+\omega_{232} \le C'_{23} n_{cpr} (n_{cpr} + \nu^2 q_0) \le C_{23} n^r_{cpr}.$$

Вычислительную сложность этапа 2 можно найти из выражения:

$$\omega_2 \le C'_2 \sum_{r=1}^{\rho} \left(\omega_{21} + \sum_{1=1}^{D_r} \omega_{23}\right) = C'_2 \sum_{r=1}^{\rho} \left(C_{21} n\nu^2 + \sum_{1=1}^{D_r} C_{23} n^2_{cpr}\right) =$$

$$= C'_2 \sum_{r=1}^{\rho} \left(C_{21} n\nu^2 + \sum_{1=1}^{D_r} C_{23} \frac{n^2}{D_r^2}\right) = C'_2 \sum_{r=1}^{\rho} (C_{21} n\nu^2 + C_{23} \frac{n^2}{\nu^{2r}}) =$$

$$= C'_{21} \rho n\nu^2 + C''_{23} n^2 \sum_{r=1}^{\rho} \frac{1}{\nu^{2r}} = C'_{21} \rho n \nu^2 + C''_{23} n^2 \left(\frac{1}{\nu^2} + \ldots + \frac{1}{\nu^{2\rho}} + 1 - 1\right) =$$

$$= C'_{21} \rho n \nu^2 + C''_{23} n^2 \left[\left(1 - \frac{1}{\nu^{2\rho+2}}\right) / \left(1 - \frac{1}{\nu^2}\right) - 1\right] =$$

$$= C'_{21} \rho n \nu^2 + C''_{23} n^2 \frac{\nu^2(\nu^{2\rho} - 1)}{(\nu^2 - 1)\nu^{2\rho+2}} \approx C'_2 \rho n \nu^2 + C''_{23} n^2/\nu^2 \le$$

$$\le C''_2 \left(\rho n \nu^2 + \frac{n^2}{\nu^2}\right) = C''_2 \frac{1}{\nu^2} (\rho n \nu^4 + n^2) \le C_2 n^2$$

при $\rho\nu^4 \approx n$, т.е. $\omega_2 \le C_2 n^2$.

Этап 3. Размещение регулярных элементов схемы.

Этап 2 - распределения всех элементов схемы - дает их приближенное взаимное расположение на плате. На этапе 3 все разногабаритные элементы $e_i \in E_0$ считаются установленными в ячейки, в которые они попали при распределении на этапе 2, а все регулярные элементы $e_{ik} \in E_k$, $k=\overline{1,N}$, на входе этапа считаются нераспределенными.

3.I. Распределение регулярных элементов.

Все регулярные элементы с помощью алгоритма этапа 2 распределяются в позиции соответствующих полей так, что каждый элемент $e_{ik} \in E_k$, $k=\overline{1,N}$, устанавливается в одну позицию поля $H_k$ и в каждой позиции установлено не более одного элемента. Процедура п.3.I отличается от алгоритма этапа 2 только отсутствием вычисления плотности заполнения ячеек областей. Полученное распределение регулярных элементов является размещением со случайными значениями их ориентаций.

3.2. Выбор ориентации регулярных элементов.

При проектировании реальных устройств обычным является требование: все регулярные элементы одного поля позиций имеют одинаковые ориентации. Поэтому в процедуре п.3.2 для каждого поля позиций $H_k$, $k=\overline{1,N}$, производится выбор предпочтительной ориентации его элементов по критерию суммарной длины соединений и тем самым осуществляется окончательное размещение регулярных элементов.

Вычислительная сложность процедуры п.3.I не превосходит величины $\omega_{31} \le C_{31} n_p^2$, где $n_p = \sum_{k=1}^{N} n_k$ - суммарное число регулярных элементов.

Вычислительная сложность процедуры п.3.2 не превосходит величины $\omega_{32} \le c'_{32} \sum_{k=1}^{N} n_k q_{k0} \le C''_{32} q_{p0} n_p \le C_{32} n_p$, поскольку для каждого элемента $e_{ik} \in E_k$ вычисляется критерий качества в среднем для $q_{k0}$ связок в каждой ориентации, $q_{k0}$ - среднее число контактов элементов из $E_k$, $q_{p0}$ - среднее число контактов по всем регулярным элементам.

Следовательно, вычислительная сложность этапа 3 размещения регулярных элементов $\omega_3 = \omega_{31} + \omega_{32} \le C_3 n_p^2$.

Этап 4. Размещение разногабаритных элементов.

После полученного на этапе 3 размещения регулярных элементов упорядоченные разногабаритные элементы сначала перераспределяются, а затем последовательным алгоритмом размещаются каждый в окрестности своей установочной ячейки.

4.I. Упорядочение элементов.

Все разногабаритные элементы $e_i \in E_0$, $|E_0| = n_0$, упорядочиваются по уменьшению связности, а при одинаковой связности – по уменьшению их площади.

4.2. Распределение разногабаритных элементов.

При заданном размещении регулярных элементов с помощью алгоритма этапа 2 осуществляется распределение упорядоченных разногабаритных элементов с целью улучшения качества их последующего размещения.

4.3. Последовательное размещение (фиксирование) элементов.

В установленном порядке для очередного элемента $e_i \in E_0$ находится окрестность $\hat{Q}_i$ размещения в виде квадрата с центром, совпадающим с центром его установочной ячейки и стороной в T раз большей стороны этой ячейки, $1 \le T \le [A/a]$. В найденной окрестности $\hat{Q}_i$ выбирается такое размещение $R_i = (x_i, y_i, \theta_i)$ данного элемента $e_i$ на плате $H_0$, при котором достигается минимум суммарного расстояния от контактов элемента до центров соответствующих связок.

Если в $\hat{Q}_i$ не оказывается необходимого по размерам свободного места, то окрестность размещения может быть расширена вплоть до размеров платы.

Поскольку фиксирование элемента вне его установочной ячейки может привести к нарушению ограничения на плотность заполнения некоторых ячеек, то в процедуре п.4.3 после фиксации $g$ очередных элементов, $1 \le g \le n_0$, предусмотрено распределение (с помощью алгоритма этапа 2) всех еще нефиксированных элементов.

Признаком конца этапа 4 и всего алгоритма является фиксация всех $g$ разногабаритных элементов.

Вычислительные сложности процедур п.4.I и п.4.2 не превышают величин $\omega_{41} \le C_{41} n_0^2$ и $\omega_{42} \le C_{42} n_0^2$.

Вычислительная сложность процедуры п.4.3 фиксации элементов не превышает величины $\omega_{43} \le \omega'_{43} + \omega''_{43}$, где $\omega'_{43}$ – сложность процедуры фиксации $n_0$ элементов, а $\omega''_{43}$ – сложность $\left(\frac{n_0}{g} - 1\right)$ процедур распределения нефиксированных элементов. При этом

$$\omega'_{43} \le C'_{43} \sum_{r=1}^{\rho} n_{0r} \left(\frac{T\Delta_r}{d_0}\right)^2 (q_{00} + h'_r),$$

где $n_{0r}$ – число разногабаритных элементов, для которых $\Delta_{r+1} \le a_i < \Delta_r$, $(T\Delta_r)^2$ – площадь окрестности $\hat{Q}_i$ для размещения каждого из этих элементов; $d_0$ – шаг решетки $H_0$; $q_{0c}$ – среднее число контактов элемента, участвующих в вычислении качества размещения; $h'_r$ – среднее число узлов, которое нужно проверить на незанятость при размещении каждого из $n_{0r}$ элементов. Отсюда при

$$h'_r = h = \frac{1}{n}\sum^{n} h_i \quad \text{и} \quad n_{0r} = n_{00} = \frac{n_0}{\rho}$$

имеем

$$\omega'_{43} \le C_{43}\, n_{00} \frac{T^2A^2}{d_0^2}(q_{00} + h) \sum_{r=1}^{\rho} \frac{1}{\nu^{2(r-1)}} =$$

$$= C_{43}(q_{00}+h) \frac{T^2A^2}{d_0^2} \frac{n_0}{\rho} \le C'_{43}(q_{00}+h) \frac{T^2h}{\rho} nn_0 .$$

Сложность

$$\omega''_{43} \le \sum_{t=1}^{n_0/g-1} \omega_2(n_0-tg) = C_2 \sum_{t=1}^{n_0/g-1} (n_0 - tg)^2,$$

т.е.

$$\omega''_{43} \le C''_{43} \frac{n_0^3}{g} .$$

Итак, вычислительная сложность этапа 4 размещения разногабаритных нерегулярных элементов определяется соотношением

$$\omega_4 \le (C_{41}+C_{42})n_0^2 + C'_{43}(q_{00}+h) \frac{T^2h}{\rho} nn_0 + C''_{43} \frac{n_0^3}{g} .$$

Суммарная вычислительная сложность алгоритма частично-регулярного размещения при $g \approx n_0$ составляет

$$\omega = \sum_{i=1}^{4} \omega_i \le C_1 q_0 n + C''_2 \frac{1}{\nu^2}(n^2+\rho n\nu^4)+C_3 n_p^2 +$$

$$+(C_{41}+C_{42})n_0^2+C'_{43}(q_{00}+h) \frac{T^2h}{\rho} nn_0+C''_{43} \frac{n_0^3}{g} \le Cn^2 .$$

Приведенный алгоритм является избыточным в смысле наличия в нем процедур, предназначенных только для дополнительного улучшения качества размещения. Неизбыточный алгоритм можно реализовать с помощью следующих этапов и процедур.

I. Этап построения геометрических моделей.

2. Этап распределения элементов схемы. Порядок элементов, установленный в процедуре п.2.3.I для $r=1$, сохраняется во всех процедурах алгоритма.

3. Процедура п.3.2. Выбор ориентации регулярных элементов.

4. Процедура п.4.3. Последовательное размещение разногабаритных элементов для $g = n_0$. Сложность неизбыточного алгоритма $\omega' \le \le C'n^2$.

Легко видеть, что объем памяти, необходимый для работы алгоритма, не превосходит величины $V \le C_V K \le C''|H_0|$.

Для схемы с $n = 83$ элементами (из них $n_0 = 67$ нерегулярных), $m = 157$ связками, $N = 2$ полями позиций на плате размерами 2x3, 3x4 время работы алгоритма составило 20 мин при 200К требуемой памяти на ЭВМ ЕС 1050.

Таким образом, быстродействующий алгоритм частично-регулярного размещения может быть использован в САПр печатных плат для проектирования плат с заданными полями позиций и позволяет с помощью управляющих параметров получать ряд вариантов размещения элементов, что дает возможность оператору-проектировщику выбрать из них лучший по условиям трассировки соединений элементов.

## Литература


I. КАШИН В.И., МАКАРОВ Л.И. Итеративно-последовательный алгоритм размещения моделей разногабаритных элементов.-В кн.: Алгоритмические основы обработки структурной информации (Вычислительные системы, вып.85). Новосибирск, 1981, с.64-77.

2. МАКАРОВ Л.И. Сравнительная оценка сложности двух последовательных алгоритмов размещения элементов. -В кн.: Анализ разнотипных данных (Вычислительные системы, вып. 99).Новосибирск,1983, с. 120-133.

3. КУЛИШ Н.Г., МАКАРОВ Л.И. Система автоматизированного проектирования печатных плат. - Тез.докл. Ш Всесоюзн. конф. "Автоматизация поискового конструирования и подготовка инженерных кадров". АПК-83, Иваново, 1983, с.52.



Поступила в ред.-изд.отд.
13 сентября 1985 года