

“LSIパターン設計システムにおける 自動配線経路決定の一手法”

丹戸幸彦 石井真 小山正弘 三木克之 井上隆秀
(ソニー株式会社 半導体事業部)

1. はじめに

最近のICの集積規模は、LSIからVLSIへと飛躍的に増加しつつあり、これに対処すべく設計の省力化・自動化が提案され、システムの構築が急がれている。これらのシステムの機能目標として、

- (1) 設計精度と確度の向上。
- (2) 設計ターン・アラウンド・タイムの減少。
- (3) 人手主体では、処理不可能な規模の設計。

などが上げられている。

上記の目標に沿ったLSIパターン設計システムを用発中であるが、本文では同システムの自動配線処理の1機能である、グローバル配線経路算出の手順について報告する。

2. スペースチャネル法と

グローバル・ルーター

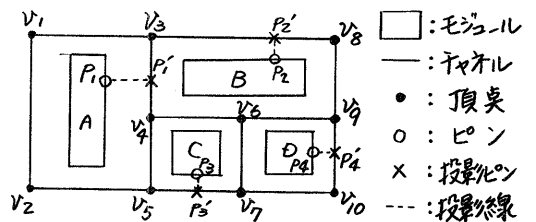
本文で対象とするレイアウトは、機能毎にモジュール化され、第1図に示すように、任意寸法の矩形群で表わされる。図のモジュール間を結ぶ配線ネット割当て手法として、迷路法、線分法、スペースチャネル法などが考えられる。筆者らは、本手順に先行して、任意のモジュール配置に対応して、配線チャネルが構成できることを前提として〔1〕、スペース・チャネル法を採用し、その配線経路決定(チャネル割当; グローバル・ルーター)に適し

た効率的で柔軟性のあつ手順を用発した。

スペースチャネル法は、

- (1) 任意のモジュール配置に対する配線路(チャネル)の作成。
- (2) 各モジュールに属するピンのチャネルへの投影。
- (3) 投影ピンをネットごとにチャネルに割付。
- (4) チャネル割当の済んだネットのトラック割付。

の4段階で構成され、段階3がグローバル・ルーティングであり、この段階でロウのネットの経路が決定される。



第1図 モジュールとチャネルグラフ

第1図では、A、B、C、Dの4モジュールと、各モジュールに属しているピン $P_1 \sim P_4$ が、チャネルに投影されて投影ピン $P'_1 \sim P'_4$ となっている。

グローバル・ルーターはこの条件で、重み付距離最短になる様に、各投影ピン間の配線経路を決定する。

配線経路決定のアルゴリズムとしては、従来、Dijkstra や Lee のアルゴリズム〔2〕、〔3〕、〔4〕が利用さ

れてきたが、これらのアルゴリズムは、基本的にFrom-Toピンペア(F-Tペア)2点間のルートを決めるもので、マルチノードネットに適用するためには、F-Tペア分解のアルゴリズムと手順を必要とした。

本手順では、マルチノードネットに対して探索木のテリトリという概念を導入し、チャネルグラフ上にノード数に対応する複数個の部分木を張り、これらを逐次拡張することによって各ノード間を最短距離で結んでいる。

このため、F-Tペア分解は不要となり、配線長は最短スタイナ木の配線長の高々2倍を越えない擬似最短配線になっている[5]。又、配線路決定に要する手数は、チャネルグラフの頂点数をNとすると $O(N^2)$ で示され、充分実用的と言える。

3. 配線経路の決定手順

前処理として、チップ上の幾何学的情報をチャネルグラフ $G=(V, E)$ で表現する。ここで $V=V_c \cup V_p$ であり、 V_c はチャネルの交点、 V_p はピンのチャネルへの投影である。

V_p を根(root)とし、経路探索のためチャネルグラフ上に張られた部分グラフの木を探索木と称する。さらに各探索木の覆う範囲をその木のテリトリと呼ぶ。他の探索木の頂点と識別するために、同一の探索木に属する頂点には、同一のテリトリナンバーを与える。又、探索木の頂点を図2に示すように3タイプに分ける。

根: モジュールピンのチャネルへの投影。

幹: 根以外の、子を持つ頂点。

葉: 探索木の先端。子を持たない頂点。

図2では、 v_1 が根、 $v_2 \sim 5$ が幹、 $v_6 \sim 11$ が葉である。又、探索木は重み付けの辺を持ち込めば、 d_{ab} を
 $d_{ab} = d(v_a, v_b)$
 で示す。

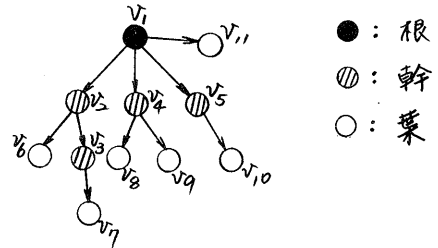


図2 探索木

同様にして、各頂点は其の深さに相当したコストを有し、 v_7 のコスト $C(v_7)$ は、

$$C(v_7) = d(v_1, v_2) + d(v_2, v_3) + d(v_3, v_7) = C(v_3) + d(v_3, v_7)$$

となる。又、根のコストは $ER0$ で $C(v_1) = 0$ である。

探索木の拡張の際には、ルートの逆トレースや最短ルート発見のため、頂点名、タイプ、コスト、親の頂点、テリトリNOなどから成る探索リストを作成する。ルート探索のため、探索リストに投影ピンを根として登録し、各々の根にユニークなテリトリNOを与える。次にこれらの根に隣接する頂点を葉として、リストに登録しコストを計算する。全ての葉のうちで最小のコストを持つもののタイプを幹に変更し、その幹に隣接する頂点を葉として登録し、コストを計算する。これを繰り返すことによって、夫々の探索木が拡張し、やがて木の幹同士が接触する。

接触した二本の木、根の間に最短ルート(後述)を張り、ルート上の頂点のタイプを全て根に変更し、二本の木の頂点のテリトリNOを統合する。

この手順を全ての探索木が連結されるまで繰り返す。今ネットに属するピン

が K の場合、 $K-1$ 回の接触で全ての木が連結される。この手順をまとめて表 3-1 に示す。

表 3-1 アルゴリズム A

- <Step 1> 同一シグナルネットに属する頂点を根として、探索リストに登録する。
- <Step 2> 新しい根又は幹と隣接関係にある頂点を葉として探索リストに登録し、コストを計算する。
- <Step 3> 最小のコストを持つ葉を幹とし、この幹が他の幹と接触していれば Step 4 へ。他は Step 2 へ。
- <Step 4> 幹が接触しているのが自分の木であれば、その幹をリストより削除し Step 3 へ。その他は、接触した木を連結して新しいテリトリの木とし、最短ルート上の頂点のタイプを根に変更する。
- <Step 5> 連結回数が $K-1$ ならルーティング完了。他は、Step 2 へ。

4. 2 点間最短ルート

アルゴリズム A による複数回の根より、同時にスタートした探索木が最初に接触した幹を通るルートは必ずしもそれら 2 つの根の間最短ルートとはならない。次に最短ルートをおめる手順を述べる。

図 3 の様に、 V_1, V_2 より拡張した探索木の幹が V_3 で接触した時、 V_3 を通るルートと、これと比較のためそれぞれの木に属する任意の幹を V_4, V_5 とし、更に、チャネルグラフ上の任意の頂点 V_x を選り、この V_x を通る $V_1 \rightarrow V_4 \rightarrow V_x \rightarrow V_5 \rightarrow V_2$ のルートと V_3 を通るルート

を考察する (図 3)。

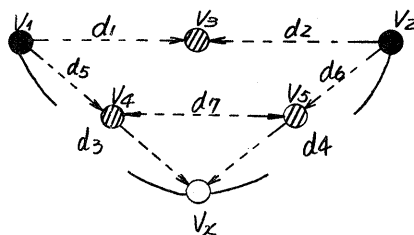


図 3 探索ルート

いま、2 頂点 V_A, V_B 間の距離を $d(V_A, V_B)$ で表わす。

さて、図 3 に於て、

4.1 V_x が V_1, V_2 のいずれのテリトリにも属さない場合。

$$d_1 = d(V_1, V_3)$$

$$d_2 = d(V_2, V_3)$$

$$d_3 = d(V_1, V_x) = d_5 + d(V_4, V_x) \quad \dots (4.1)$$

$$d_4 = d(V_2, V_x) = d_6 + d(V_5, V_x) \quad \dots (4.2)$$

であり、アルゴリズム A より

$$d_1 < d_3, \quad d_2 < d_4$$

従って、 $d_1 + d_2 < d_3 + d_4 \dots (4.3)$ となる。

4.2 V_x が V_4, V_5 と隣接関係にある場合。

この場合は、 V_x は V_4, V_5 の葉となっているから式 (4.3) が成立することは容易に分る。従って 4.1 と 4.2 の場合は、 V_x を通るルート $V_1 \rightarrow V_4 \rightarrow V_x \rightarrow V_5 \rightarrow V_2$ は $V_1 \rightarrow V_3 \rightarrow V_2$ のルートよりも長く、 V_1, V_2 間の最短ルートとはならない。

4.3 4.2 で $V_x = V_5$ の場合。

この場合、 V_4 と V_5 に隣接関係が生じ、 V_4 は V_5 の、 V_5 は V_4 の葉となっている。

(4.1) と (4.2) に $V_x = V_5$ と置いて、 $d_3 + d_4 = d_5 + d_6 + d(V_4, V_5) +$

$d(V_3, V_5), d(V_5, V_5) = 0$ だから
 $d_3 + d_4 = d_5 + d_6 + d_7 \dots (4.4)$

又アルゴリズムAより

$$d_1 < d_5 + d_7$$

$$d_2 < d_6 + d_7$$

$$d_1 + d_2 < d_5 + d_6 + 2d_7$$

(4.4)より

$$d_1 + d_2 < d_3 + d_4 + d_7$$

となり $d_3 + d_4$ に注目すると、

$$d_1 + d_2 - d_7 < d_3 + d_4 (< d_1 + d_2)$$

なる場合も生ずる。

従って、この場合 $V_1 \rightarrow V_2$ の最短ルート長 d_{min} は、

$$d_{min} = \text{MIN}(d_1 + d_2, d_5 + d_6 + d_7) \dots (4.5)$$

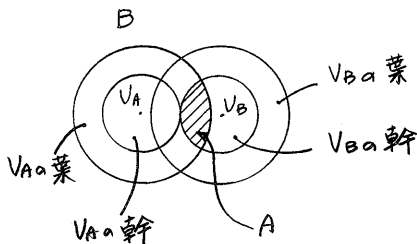
と書ける。

4.4 次に V_x が V_1, V_2 のテリトリ内の V_4, V_5 以外の幹である場合。

最短ルートにならないことは明らかである。

以上の考察より、アルゴリズムAの手順で2頂点 V_A, V_B より拡張したテリトリの内部の頂点の集合を B とする(オ4図)。又、 B の部分集合 A を V_A の幹 $\cap V_B$ の幹 $\cap A$ のとき、

$A \equiv V_A$ の頂点 $\cap V_B$ の幹と定義すると、 $V_A \rightarrow V_B$ の最短ルートは、 $\text{MIN}(C(V)_{\text{from } V_A} + C(V)_{\text{from } V_B}), V \in A$ なる頂点 V を通る。



オ4図 探索領域

5. その他の手法

5.1 ベンド・ペナルティ

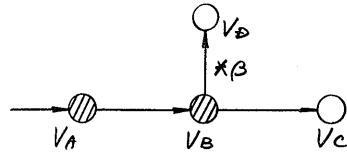
アルゴリズムAによって、ルートの探索を行うと迷路法と同じにジグザグ経路を作り易い。屈曲角は、配線チャネルの効果的利用をさまたげ、スルホールやクロスオーバーを増加させる傾向があり、極力これを避けることが望ましい。

従って、探索しているルートが折れ曲る場合には(即ち、幹の成長方向と葉の成長方向が異なる時)には、ベンド・ペナルティをその距離に加える(オ5図)。ベンド・ペナルティを $\beta (> 1)$ とおくと、葉 V_c, V_d のコストは次々

$$C(V_d) = C(V_b) + d(V_b, V_d) * \beta$$

$$C(V_c) = C(V_b) + d(V_b, V_c)$$

となる。

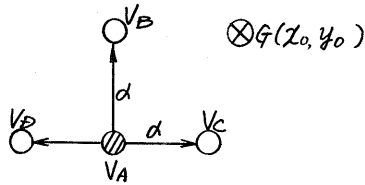


オ5図 ベンド・ペナルティ

5.2 フレミング

探索木の探索方向は、出来る丈目的とするルートが存在するであろう方向に限定した方が探索効果が良い。このために、種々の手法が知られているが探索範囲を完全に限定してしまうと、配線不可能な場合が生じる恐れがある。

このためここでは、1つのシグナル・ネットに属する投影ピンの x, y 座標の算術平均をとり、これをこのネットの重心 $G(x_0, y_0)$ とし、重心方向に成長する葉については、ゲイン $d (< 1)$ を与えるようにしている(オ6図)。



オ6図 重心方向のゲイン

V_B, V_C, V_D のコストは

$$C(V_B) = C(V_A) + d(V_A, V_B) * d$$

$$C(V_C) = C(V_A) + d(V_A, V_C) * d$$

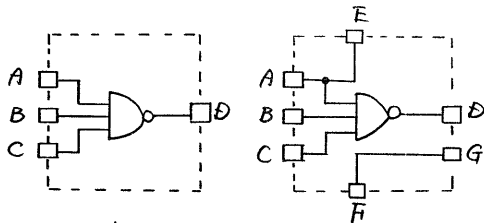
$$C(V_D) = C(V_A) + d(V_A, V_D) * d$$

となる。

6. 特殊ピンの取扱い

6.1 スルーピン (電気的等価ピン)

オ7図に論理的等価ピン (等価ピン) (7a) と電気的等価ピン (スルーピン) (7b) を示す。



オ7a図 等価ピン

オ7b図 スルーピン

オ7a図のピンA, B, Cは等価ピンで、このピンの間では配線の交換が可能。ただし、グローバル・ルーターでは、等価ピンに対しては特別な処理を行っていない。オ7b図のピン(A, E), (F, G)はいずれか一方のピンを用いるか、又は、 $A \leftrightarrow E, F \leftrightarrow G$ を配線の一部として利用することも出来る。このようなスルーピンの取扱いは、探索リストに根として登録する際に、等価なピンに同じテリトリNoを与え、ルーティ

ング完了までの接触要求回数を減らすことで解決される。

6.2 バス・ライン

いくつかのシグナルが束ねられて、いわゆるバス・ラインを形成している場合、これらのシグナルを同じルートで並行に配線することが望ましいことがある。複数ネットを並行配列として取り扱うために、バス・ラインに属する全ての投影ピンをまとめ、またかむ一つのシグナルネットに属するピンの様にみなし、グローバル・ルーティングを行う。このルートの完成後再び各ネットに分解すると、個々のネットの配線は同じ経路を通ることになり、バス・ラインの並行性は達成される。

バス・ラインの分解手順は、グローバル・ルーターによる経路割当ての結果がパスを示すFrom-Toの頂点ペアとして、テーブル化されているので、このテーブル上で各頂点の次数を調べ、次数=1の頂点は、ネットの端の頂点である。

従って、分解しようとしているシグナル・ネットに属するピン以外で、次数=1の頂点を持つパスをバスネットより取り去ったものが、このシグナルネットのバス・ラインとなる。

7. 実験結果

以上に述べた手順によるグローバル・ルーターの実行結果を、表7-1, オ8~10図に示す。このサブ・プログラムは、FORTRANで約500ステップである。

使用計算機は、DEC VAX 11/780である。尚、図8.9の矢線は参考のため人手により試みられた配線と、本手法による配線結果 (太実線) の異なる部分を示す。

例題	モジュール数	チャネル数	ネット数	ピン数	CPY/Time	回
A	100	293	1	10	1.6 ^{Sec.}	8
B	100	293	1	10	0.8	9
C	44	163	206	587	13.5	10

表7-1 ルーティング結果

8. おまけ

本文では、スペース・チャネル法に於るグローバル・ルーティングの効率の良い手法と、そのバス・ラインやスルーピンへの応用を提案した。

本手法の配線は、その性質上チャネルに制約された最小スパンの木といえる。

今後は、この手法にチップ面積縮小のため、フリティカル・チャネルの配線混雑度の緩和なども加え[6]、より強力なものにしてゆく考えである。

最後に、日頃御指導御援助頂く中村事業部長、高橋設計部長に感謝致します。

<参考文献>

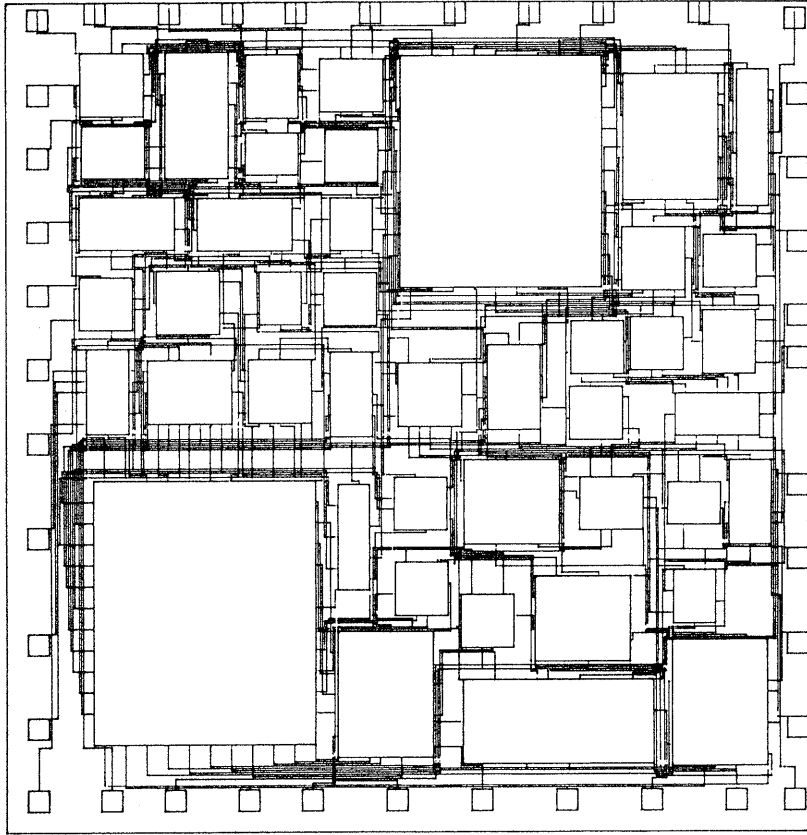
- [1] 井上他: "LSIレイアウト設計に於る配線チャネル構成の手法"
電子通信学会 回路とシステム 研究会発表予定 1980年12月
- [2] Dijkstra, E.W. "A Note on two problem in connexion with graph theory"
Numerische Mathematik, 1, 1959, pp. 269~271
- [3] Lee, C.Y., "An Algorithm for path connections and its

Applications"

IRE. Trans. of Electronic Computers.

Vol. EC-10, 1961, pp 346~365

- [4] Rubin, F., "The Lee path Connection Algorithm"
IEEE Trans, on Computers.
Vol. C-23, No.9, 1974.
pp. 907 ~ 914
- [5] 松山 他: "スタイナー木問題の近似解"
CST77-27, pp 51 ~ 57
- [6] 川西 他: "ビルディング・ブロック方式LSI配線プログラムの一算法"
電子通信学会 回路とシステム 理論研究会資料 CT73-19,
pp 1~12, 1973



才10図 例題 C