

3層L型チャンネル配線アルゴリズム

高橋 篤 司[†] 村田 洋^{††,†††}

モジュール間を適切に空けて配線領域としもつばらモジュール間に配線を通すモジュール間配線方式において、配線領域の定義は、L型チャンネルの導入により、より効率良く行えることが知られている。しかし、L型チャンネル用の実用的な詳細配線アルゴリズムが存在しないため、L型チャンネルの形状決定には困難がともなっていた。L型チャンネルは、水平直線チャンネル、垂直直線チャンネル、および、屈折部チャンネルに分解して考えることができ、直線チャンネルに関しては様々な効率的なアルゴリズムが存在する。本研究では、屈折トラック方式により、屈折部チャンネルを3層で詳細配線するアルゴリズムを示し、詳細配線が可能となるL型チャンネルの形状に対する十分条件を明らかにした。

Three-layer L-shaped Channel Routing Algorithm

ATSUSHI TAKAHASHI[†] and HIROSHI MURATA^{††,†††}

L-shaped channel is known to be useful in routing region definition for building block layout. Although many efficient routing algorithms for straight channel have been proposed, there is no practical algorithm for L-shaped channel. L-shaped channel consists of a vertical straight channel, a horizontal straight channel, and a corner channel. In this paper, a practical three-layer L-shaped channel routing algorithm is constructed by introducing a corner channel routing algorithm, which works when the number of nets in a corner channel is at most the height and width of the channel. This enable us to determine a feasible shape of L-shaped channel.

1. はじめに

近年、VLSIの配線層数の増加により、VLSIレイアウト設計においてモジュール間隔を特に空けずモジュール上の領域を配線領域として用いる配線方式も珍しくなくなってきた。しかし一方で、モジュール間を適切に空けて配線領域とし、もつばらモジュール間に配線を通すモジュール間配線方式は、モジュール内部回路と上位配線とのアイソレーションの確保のために、あるいは設計コストや製造コスト低減のために依然として重要である。

本論文はモジュール間配線方式を想定する。モジュール間配線方式の場合、配線可能性を保証したうえで、大きさの異なる多数のモジュールをいかに密に配置するか、という古典的難問に答える必要がある。

配線可能性を保証したモジュール配置を得るために

よく用いられる手法に、モジュール間の配線領域をチャンネルと呼ぶ小領域の集合として定義し、概略配線の後、各チャンネルが詳細配線可能となるようにチャンネル形状、すなわち、モジュールの間隔を決定する手法がある。この手法の鍵は次の2項目にある：

(1) 各チャンネルの形状を詳細配線可能であるように逐次決定すれば、後戻りなく配線可能性を保証した配置が得られる (safe routing 可能な) チャンネルの定義法。

(2) 配線可能性を保証するチャンネル形状の決定法。
スライス構造に基づくモジュール配置 (たとえば文献10)) と配線に2層を用いる古典的な枠組みは、スライス構造に基づく直線チャンネルの定義が自明に safe routing 可能であり、様々な高性能2層チャンネル配線アルゴリズム (たとえば文献11)) によりチャンネル形状を決定できることから、難問に対する1つの解答を与えている。

しかし、一般構造 (スライスおよび非スライス) に基づく配置技術が進歩してきたこと^{7),8)}、および製造技術の進歩により安価に利用できる配線層数が増加してきたことから、配置をスライス構造に限り配線を2層で行う必然性は低下してきた。本研究では、(1)、(2)

[†] 東京工業大学工学部

Faculty of Engineering, Tokyo Institute of Technology

^{††} マイクロアーク株式会社

MicroArk Co. Ltd.

^{†††} 北陸先端科学技術大学院大学先端科学技術調査センター

Japan Advanced Institute of Science and Technology,

Hokuriku Research and Investigation Center

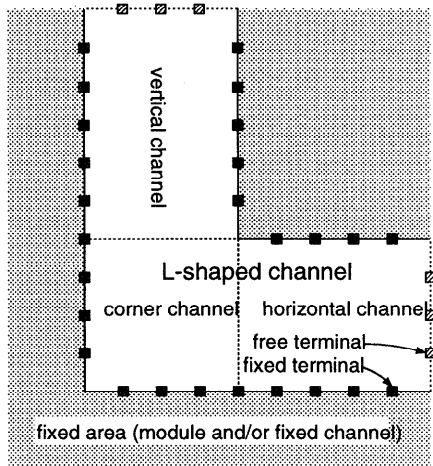


図1 L型チャンネル
Fig. 1 L-shaped channel.

を達成することにより、非スライス構造に基づく配置において3層で配線可能性を保証した配置を得ることを考える。非スライス構造においては、safe routing可能であるチャンネル定義は、スライス構造で用いられる古典的な直線チャンネルを前提とすれば存在せず⁵⁾、より困難なスイッチボックス配線問題に直面する。そこで非スライス構造においてsafe routingを達成するには、新たな種類のチャンネルの導入が必要となる。

最近の研究によれば、上下辺の一部に浮動端子を許した特殊な直線チャンネルを用いれば(1)、(2)を達成できることが報告されており、実用性が期待されている¹²⁾。しかし、チャンネル数が比較的多くなるなど、まだ難点があるように思われる。

少ないチャンネル数でsafe routingを達成するには古典的な直線チャンネルに加えてL型チャンネル(図1参照)を導入すればよいことが従来から知られている^{1),3)}。したがって、詳細配線可能となるようにL型チャンネルの形状を決定できればよいが、L型チャンネル用の詳細配線アルゴリズムとしては、端子の間隔を本来の最小間隔の $\sqrt{2}$ 倍に広げることを前提とした2層斜め配線モデルに基づくアルゴリズム、および、2層HV配線モデルによる超多項式時間アルゴリズム(いずれも文献2))が知られているだけであり、実用的なものは見当たらない。そこで我々は、実用的な観点からも満足できるL型チャンネルの形状を得るために、3層配線を前提としたL型チャンネル配線アルゴリズムを提案する。

L型チャンネルは、図1のように、水平直線チャンネルと垂直直線チャンネルが、浮動端子が与えられた隣接2辺と固定端子が与えられた残り2辺により囲まれた

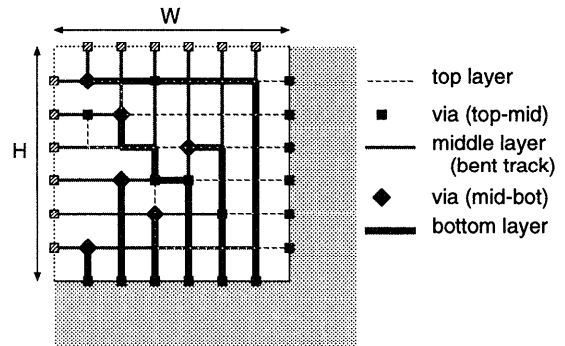


図2 屈折部チャンネル
Fig. 2 Corner channel.

屈折部チャンネル(corner channel)と呼ぶ矩形配線領域で接続している、と見なすことができる。L型チャンネルの形状は屈折部チャンネルの幅と高さで特徴づけられる。2層HV配線では直線チャンネルの高さ最小化はNP困難であるが^{6),9)}、3層VHV配線の場合、チャンネル高さをチャンネル密度だけ確保すれば、上下だけでなく左右どちらか1辺に固定端子が与えられたとしてもレフトエッジ法⁴⁾で容易に詳細配線可能である。したがって、3層L型チャンネルの水平、垂直直線チャンネル部分の詳細配線は、屈折部チャンネルの詳細配線が終了した後、レフトエッジ法などで行うこととし、以後、屈折部チャンネルの詳細配線アルゴリズムに焦点をあてる。

提案するアルゴリズムでは、屈折部チャンネルを屈折トラック(bent track)方式と呼ぶ新たな3層配線モデルに基づき配線する。屈折トラック方式は、図2のように、屈折トラックを第2層、固定端子が与えられた一方の辺からの接続を第1層、他方の辺からの接続を第3層で実現し、それらをビアで接続する。ビアは、1-2層間のビアと2-3層間のビアが同じ位置に設定可能とする(以下、説明の都合上、図1とは左右対称の屈折部チャンネルを考える)。

提案するアルゴリズムは、屈折部チャンネル内のネット数を m としたとき、屈折部チャンネルの高さ H 、幅 W がともに m 以上ならば、詳細配線を完了する。したがって、提案アルゴリズムを前提とすれば、屈折部チャンネルの幅が m 以上かつ垂直チャンネルの密度以上、高さが m 以上かつ水平チャンネルの密度以上となるようにL型チャンネルの形状を決定すれば詳細配線可能となり、safe routingを達成することになる。チャンネル形状を決定するだけならば詳細配線を実際に行う必要はない。与えられた形状が、配線可能であるための上記十分条件を満足するかどうかを判定すればよい。こ

れは、L型チャンネルの端子数に対して線形時間で可能である。また、水平、垂直直線チャンネルの密度が形状決定に際し支配的な場合には、提案アルゴリズムで屈折部チャンネルを詳細配線した後、幹線配線に2層を用いる3層HVH配線アルゴリズムなどで水平、垂直直線チャンネルの詳細配線を行ってもよい。この場合には、計算時間や配線可能性は直線チャンネル配線アルゴリズムに依存するが、より小面積で配線できる可能性は高い。

提案アルゴリズムの正当性の証明は、高さ幅とともに m の場合について示せば十分であるから、以下では正方形の屈折部チャンネルで議論する。

2. 準備

屈折部チャンネルを、高さ、幅がともに m で等しく、下辺、右辺に固定端子、上辺、左辺に浮動端子が置かれる矩形配線領域とする。配線は、配線グリッド $G = (V, E)$ 上に3層でなされ、格子点に1-2層間のビア、2-3層間のビアが、スタックビアとなる場合も含め自由に置けるとする。ただし、

$$V = \{v(i, j) | 1 \leq i, j \leq m+1\}$$

$$E = \{e(v(i, j), v(i, j+1)) | 1 \leq i, j \leq m\} \cup \{e(v(i, j), v(i+1, j)) | 1 \leq i, j \leq m\}$$

とする(図3)。屈折トラック(bent track) t_i ($1 \leq i \leq m$) を $v(1, i)$, $v(i, i)$, $v(i, 1)$ (左, 中, 上) を結ぶ2線分とする(図4)。すなわち、

$$V(t_i) = \{v(j, i) | 1 \leq j \leq i\} \cup \{v(i, j) | 1 \leq j < i\}$$

$$E(t_i) = \{e(v(j, i), v(j+1, i)) | 1 \leq j < i\} \cup \{e(v(i, j), v(i, j+1)) | 1 \leq j < i\}$$

である。屈折トラック t_i を i 番トラックと呼び、トラック番号 i で参照する。下辺端子 b_i , 右辺端子 r_i , 上辺端子 u_i , 左辺端子 l_i はそれぞれ $v(i, m+1)$, $v(m+1, i)$, $v(i, 1)$, $v(1, i)$ ($1 \leq i \leq m$) 上に置かれる(図4)。下辺端子列, 右辺端子列をそれぞれ $B = (b_1, b_2, \dots, b_m)$, $R = (r_1, r_2, \dots, r_m)$ とする。

ネットは端子間の相互接続要求を表現する。ただし、上辺および左辺の端子(浮動端子)に関しては、接続要求はそれぞれの端子集合に対して与えられ、それら端子集合中のいずれかの端子が接続されたとき、要求は満たされるとする。詳細配線は、接続要求を満たし他ネットの配線と干渉しない配線を、すべてのネットに対して実現したとき完了する。

屈折トラック方式では、各ネットの配線を、屈折トラック上の幹線とその幹線と固定端子を接続する支線で構成する。屈折トラック上の幹線を第2層、下辺端子と幹線を結ぶ支線を第1層、右辺端子と幹線を結ぶ

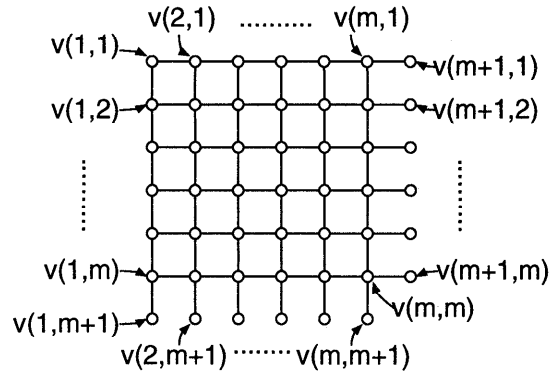


図3 配線グリッド $G = (V, E)$
Fig. 3 Routing grid $G = (V, E)$.

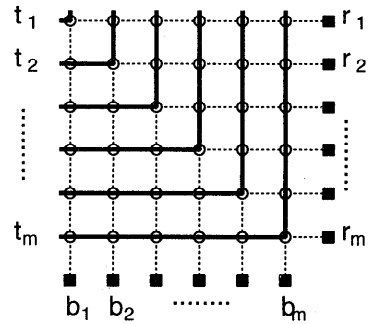


図4 屈折トラックと固定端子
Fig. 4 Bent-track and fixed-terminal.

支線を第3層でそれぞれ実現し、それらをビアで接続する(図2)。提案アルゴリズムでは、各屈折トラックにはたかだか1ネットを割り当て、割り当てられたネットの幹線をその屈折トラック上に実現する。したがって、屈折トラック上の幹線はつねに他と干渉せず、上辺端子集合および左辺端子集合に対する接続要求は、ネットが屈折トラックに割り当てられたならば満たされる。固定端子に対する接続要求にアルゴリズムは、支線により端子と幹線を接続することで応える。

3. 詳細配線アルゴリズム

本章では、屈折部チャンネル内のネット数が m 以下の場合に、屈折部チャンネルの詳細配線を完了するアルゴリズムを示す。

アルゴリズムを簡潔に記述するため、ネット数を m とし、ネット集合を $N = \{n_1, n_2, \dots, n_m\}$ とする。また、すべての固定端子はいずれかのネットに属するとする。すなわち、ネットに属さない固定端子があったならば、ネットに適当に割り当てて考える。さらに、対称性から下辺、右辺を入れ換えて考えることができ

るため、 N を以下のように下辺端子数、右辺端子数により $N_{1,1}$, $N_{0,1}$, $N_{1,0}$, $N_{0,0}$ に4分割したとき、 $|N_{0,1}| \geq |N_{1,0}|$ とする。

$N_{1,1}$: 下辺端子数、右辺端子数がともに1以上のネット

$N_{0,1}$: 下辺端子数が0、右辺端子数が1以上のネット

$N_{1,0}$: 下辺端子数が1以上、右辺端子数が0のネット

$N_{0,0}$: 下辺端子数、右辺端子数がともに0のネット

提案アルゴリズムは、1から m までのトラック番号を重複することなくネットに割り当てるトラック割当て $T: N \rightarrow \{1, 2, \dots, m\}$ と、1から m までの登場番号を重複することなく各下辺(右辺)端子に割り当てる登場割当て $A_B: B \rightarrow \{1, 2, \dots, m\}$ ($A_R: R \rightarrow \{1, 2, \dots, m\}$) を与え、幹線を置く屈折トラック、下辺端子と幹線を結ぶ支線の配線経路、右辺端子と幹線を結ぶ支線の配線経路をそれらの割当てにより決定する。

下辺端子に対する登場割当て A_B が与えられたとき、下辺端子列 B から登場番号が $i+1$ 以上の端子をすべて取り除いて得られる B の部分端子列を B_i とする ($1 \leq i \leq m$)。 B_i に含まれる端子数は i であり、登場番号 i の端子は、 B_1, B_2, \dots, B_{i-1} には含まれず、 B_i に初めて登場する。 R_1, R_2, \dots, R_m も同様に定義する。

提案アルゴリズムを図5に示す。

アルゴリズムの動作を $m=10$,

$$N = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6, n_7, n_8, n_9, n_{10}\},$$

下辺端子 b_1, b_2, \dots, b_{10} がそれぞれ

$$n_{10}, n_8, n_7, n_4, n_{10}, n_6, n_4, n_9, n_8, n_2$$

に属し、右辺端子 r_1, r_2, \dots, r_{10} がそれぞれ

$$n_1, n_5, n_{10}, n_9, n_5, n_6, n_7, n_3, n_9, n_8$$

に属する例題で簡単に示す。

このとき、 $N_{1,1} = \{n_6, n_7, n_8, n_9, n_{10}\}$, $N_{0,1} = \{n_1, n_3, n_5\}$, $N_{1,0} = \{n_2, n_4\}$, $N_{0,0} = \emptyset$ である。

ステップ(1)では、 $N_{1,1}$ の中で最も端子数が多いネット n_{10} に対してトラック番号10が割り当てられ、以後、ネット $n_9, n_8, n_7, \dots, n_1$ の順にそれぞれトラック番号9, 8, 7, \dots , 1が割り当てられる。 $T(n_1), T(n_2), \dots, T(n_{10})$ はそれぞれ

$$1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10$$

となる。

ステップ(3)では、トラック番号が最も小さい n_2 に属する下辺端子 b_{10} に対して登場番号1が割り当てられ、次いで、 n_4 の最左下辺端子 b_4 に対して登場番号2が、以後、 $b_7, b_6, b_3, b_2, b_9, b_8, b_1, b_5$ の順に、登場番号3, 4, \dots , 10が割り当てられる。

入力: ネット集合 N , 端子列 B, R

出力: 詳細配線結果

(1) (トラック割当て) ネットのトラック割当て T を以下のように定める: 最初に $N_{1,1}$ から、次に $N_{0,1}$, $N_{1,0}$ から交互に、残りの $N_{0,1}$ から、最後に $N_{0,0}$ からネット n を順次選択し、トラック番号 m から1までを $T(n)$ に順に割り当てる。ただし、同一部分集合の中では端子数が多いネットを先に選択に、端子数が同じ中では下辺の右側端子が左にあるネットを先に選択する。

(2) (第2層配線) ネット n_i の幹線を $T(n_i)$ 番トラック ($v(1, T(n_i)), v(T(n_i), T(n_i)), v(T(n_i), 1)$) を結ぶ2線分) 上に第2層で配線する ($1 \leq i \leq m$)。

(3) (下辺登場割当て) 下辺端子の登場割当て A_B を以下のように定める: $T(n)$ の小さいネット順に、ネット n 中の最左、最右、その他の順に下辺端子 b を順次選択し、登場番号1から m までを $A_B(b)$ に順に割り当てる。

(4) (第1層配線) すべての i ($1 \leq i \leq m$) に対して、登場番号 i の下辺端子が端子列 B_i において前から a 番目の端子であるとき、 $v(j, i-j), v(j, i-j+1)$ 間 ($1 \leq j \leq a-1$)。および、 $v(j, i-j), v(j+1, i-j)$ 間 ($a \leq j \leq i-1$) を第1層で配線する。

(5) (第1層配線) $v(i, m+1), v(i, m+1-i)$ 間を第1層で直線で配線する ($1 \leq i \leq m$)。

(6) (第1層配線) 登場番号2の下辺端子が、トラック番号1が割り当てられたネットに属するならば、 $v(1, 1)$ と $v(2, 1)$ を第1層で配線する。

(7) (1-2層ビア) 各下辺端子 b に対し、 b がネット n に属するとき、 b から延びる配線が $T(n)$ 番トラックと交わる格子点に1-2層ビアを置き、それ以降の余分な第1層配線を削除する。

(8) (右辺登場割当て) 右辺端子の登場割当て A_R を以下のように定める: $T(n)$ の小さいネット順に、ネット n 中の右辺端子 r を選択し、登場番号1から m までを $A_R(r)$ に順に割り当てる。

(9) (第3層配線, 2-3層ビア) 第1層と同様に第3層で配線し、2-3層ビアを置く。

図5 屈折部チャネル詳細配線アルゴリズム

Fig. 5 Corner channel detailed routing algorithm.

$A_B(b_1), A_B(b_2), \dots, A_B(b_{10})$ は、

$$9, 6, 5, 2, 10, 4, 3, 8, 7, 1$$

となる。

同様に、ステップ(8)で、右辺端子に対して登場割当て $A_R(r_1), A_R(r_2), \dots, A_R(r_{10})$ は、

$$1, 3, 10, 8, 4, 5, 6, 2, 9, 7$$

と定められる。

ステップ(2)で、ネット n の幹線は $T(n)$ 番トラック上に第2層で実現され、ステップ(4)から(7)で、 n に属する下辺端子と $T(n)$ 番トラック上の幹線を接続する支線が第1層で、ステップ(9)で、右辺端子からの支線が第3層で実現される。

図6は、ステップ(4)から(6)で実現される第1層配線で、太線はステップ(4)の $i=7$ のとき実現される配線を、細線はそれ以外で実現される配線を示

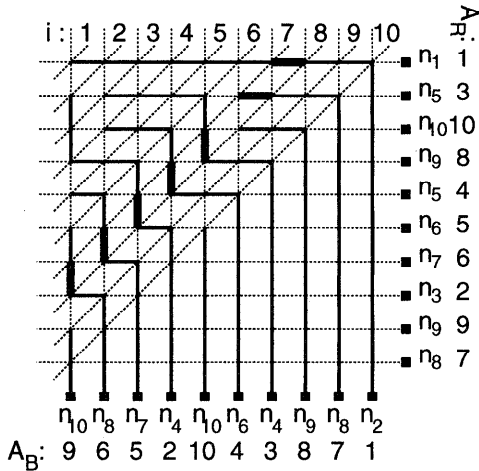


図6 第1層配線経過
Fig. 6 Routing progress of bottom-layer.

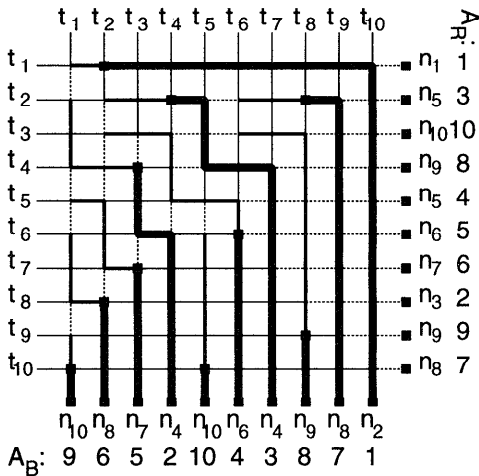


図7 第1層配線結果
Fig. 7 Routing example of bottom-layer.

す。部分端子列 B_7 に属する端子からの配線が太線部分で順番に並び、登場番号8の端子からの配線を挟んで下方向、右方向に分かれることに注目されたい。これらはすべての i ($1 \leq i \leq m$) で成り立つ。図7に第1層の配線結果(細線は削除された配線)と1-2層間のビアの位置を示す。

以下では、ここに示したアルゴリズムが詳細配線を完了することを示す。

各下辺端子に接続する支線(第1層配線)は、登場番号2の下辺端子がトラック番号1のネットに属するとき、すなわち、登場番号1と2の端子が同一ネットに属するときを除き、互いに接続しない。各右辺端子に接続する支線(第3層配線)についても同様であ

る。したがって、各支線をビアによりそれぞれの幹線に接続できることを示せば十分である。

以下では、簡単にするため、アルゴリズムにおいてトラック割当て T により i 番トラックに割り当てられたネットを n_i と呼び替える。また、ネット n に属する端子 b が接続すべき幹線が置かれる屈折トラックのトラック番号 $T(n)$ を、端子のトラック番号と呼び $T(b)$ で表す。

端子 b の登場番号が i であり、 B_i の先頭から a 番目の端子とすると、 b に接続する支線は、 $v(a, i-a+1)$ まで延びる。したがって、幹線がトラック番号 $\max(a, i-a+1)$ 以上の屈折トラック上にあれば接続可能である。すなわち、 $1 \leq a \leq i$ ならば $\max(a, i-a+1) \leq i$ であり、幹線が少なくともトラック番号 i 以上の屈折トラック上にあれば接続可能となる。同様に、 $2 \leq a \leq i-1$ ならば $\max(a, i-a+1) \leq i-1$ であり、幹線が少なくともトラック番号 $(i-1)$ 以上の屈折トラック上にあれば接続可能となる。以下では、 b の登場番号 i がトラック番号 $T(b)$ 以下であることを示すか、または、 b の登場番号 i が $T(b)+1$ 以下かつ b が B_i の先頭から1番目の端子でも i 番目の端子でもないことを示すことにより、各端子は支線を介して幹線に接続できることを示す。

補題1 右辺端子 r はそれぞれ $T(r)$ 番トラック上の幹線に接続できる。

証明: アルゴリズムが定義したトラック割当て T と登場割当て A_R において、各右辺端子 r の登場番号は、 r のトラック番号 $T(r)$ 以下であることを示す。

屈折トラック t_m 上の幹線に接続すべき右辺端子は必ず存在する。登場番号の最大値は m であり、 t_m 上の幹線に接続すべき右辺端子の登場番号はトラック番号 m 以下である。

t_j 上の幹線に接続すべき右辺端子が存在し、その登場番号がトラック番号 j 以下であるとする。このとき、 t_{j-1} 上の幹線に接続すべき右辺端子の登場番号は、アルゴリズムのステップ(8)より、 t_j 上の幹線に接続すべき右辺端子の登場番号より1以上小さい。したがって、 t_{j-1} 上の幹線に接続すべき右辺端子の登場番号はトラック番号 $(j-1)$ 以下である。

したがって、 t_j 上の幹線に接続すべき右辺端子が存在しない場合の t_{j-1} 上の幹線に接続すべき右辺端子について考えれば十分である。すなわち、 $n_{j-1} \in N_{0,1}$ 、 $n_j \in N_{1,0}$ ($1 < j < m$) の場合を考える。このとき、 $n_{j+1} \in N_{0,1}$ である。 t_{j+1} 上の幹線に接続すべき右辺端子の登場番号はトラック番号 $(j+1)$ 以下であるとする。

t_{j+1} 上の幹線に接続すべき右辺端子が 2 個以上存在する場合、それら端子の中で登場番号が最大である端子を考え、その登場番号を i とすると、 $j+1 \geq i$ である。 t_{j-1} 上の幹線に接続すべき右辺端子 r の登場番号 i' は i より 2 以上小さい ($i-2 \geq i'$)。したがって、 $T(r) = j-1 \geq i-2 \geq i'$ であり、登場番号はトラック番号以下である。 t_{j+1} 上の幹線に接続すべき右辺端子が 1 個の場合、 $t_{j'}$ ($j' \leq j-1$) 上の幹線に接続すべき右辺端子はたかだか 1 個であるので、トラック番号 ($j-1$) 以下の屈折トラックに接続すべき右辺端子はたかだか $j-1$ 個である。したがって、 t_{j-1} 上の幹線に接続すべき右辺端子 r の登場番号はたかだか $j-1$ であり、トラック番号以下である。

すべての右辺端子に関し登場番号はトラック番号以下であり、右辺端子はそれぞれ接続すべき幹線に接続できる。□

補題 2 下辺端子 b はそれぞれ $T(b)$ 番トラック上の幹線に接続できる。

証明: $N_{1,1}$ に属するネットの下辺端子については、補題 1 の証明と同様の議論により登場番号はトラック番号以下であることが分かり、それら下辺端子はそれぞれ接続すべき幹線に接続できる。したがって、 $N_{1,0}$ に属するネットの下辺端子について考える。

まず、下辺端子 b' の登場番号が $T(b')+1$ 以下であることを示す。これは、 $N_{1,0}$ に属するネットの下辺端子の中でトラック番号が最大である端子 b の登場番号が $T(b)+1$ 以下であることを示せばよい。他の下辺端子 b' については、補題 1 の証明と同様の議論により登場番号は $T(b')+1$ 以下であることが分かる。 $N_{1,0}$ に属するネットの下辺端子の中でトラック番号が最大である端子を b 、そのトラック番号を j とする。このとき、 $n_{j+1} \in N_{0,1}$ である。さらに、 $n_{j+2} \in N_{1,1}$ または、 $j = m-1$ である。 $n_{j+2} \in N_{1,1}$ ならば、トラック番号 ($j+2$) のある下辺端子の登場番号を i とすると、 $j+2 \geq i$ である。下辺端子 b の登場番号 i' は i より 1 以上小さい ($i-1 \geq i'$)。したがって、 $T(b)+1 = j+1 \geq i-1 \geq i'$ であり、登場番号は $T(b)+1$ 以下である。 $j = m-1$ の場合、すなわち、 $N_{1,1} = \emptyset$ の場合も、 b の登場番号はたかだか m であり、 $T(b)+1$ 以下である。以上により、 $N_{1,0}$ に属するネットの下辺端子の登場番号は (トラック番号+1) 以下であることが分かる。

同一ネットに属する下辺端子が 2 個以上存在すれば、その中で登場番号が最大の端子を除き、登場番号はトラック番号以下でありそれぞれ接続すべき幹線に接続できる。したがって、同一ネットに属する下辺端子の

中で登場番号が最大である端子 b を考える。端子 b の登場番号を i とする。

まず、 b が下辺端子を 3 個以上持つネットの端子の場合を考える。アルゴリズムのステップ (3) より、そのネットに属する他の下辺端子は、 B_{i-1} に含まれている。つまり、 b が属するネットの下辺端子の中で、最右、最左端子もすでに B_{i-1} に含まれている。したがって、 b は B_i の先頭から 1 番目の端子でも i 番目の端子でもない。したがって、 b は接続すべき幹線に接続できる。

次に、 b が下辺端子を 2 個持つネットの端子の場合を考える。アルゴリズムのステップ (3) より、そのネットの他方の下辺端子は B_{i-1} に含まれ、 b より左に存在する。もし、下辺に 2 端子を持つ他ネットの端子がすでに B_{i-1} に含まれるならば、アルゴリズムのステップ (1) より、それらネットの右側端子は b の右に存在するため、 b は B_i の先頭から 1 番目の端子でも i 番目の端子でもなく、 b は接続すべき幹線に接続できる。もし、下辺に 2 端子を持つ他ネットの端子が B_{i-1} に含まれないならば、トラック番号が $T(b)$ 以外の B_{i-1} に含まれる端子は、すべて 1 端子ネットの端子でありトラック番号は異なる。さらにこれら端子のトラック番号は、1 つおきに付けられるので、 b の接続すべき屈折トラックのトラック番号は、 $2i-3$ 以上となる。したがって、 $i \geq 3$ のとき、 $2i-3 \geq i$ であり、 b の登場番号はトラック番号以下であり接続すべき幹線に接続できる。 $i=2$ のとき、すなわち、 n_1 が下辺に 2 端子を持ち登場番号 2 の下辺端子のトラック番号が 1 の場合、アルゴリズムのステップ (6) で、 $v(1,1)$ と $v(2,1)$ が接続されるため、 b は 1 番トラック上の幹線に接続される。

最後に、 b が下辺端子を 1 個持つネットの端子の場合を考える。 B_{i-1} に含まれる端子はすべて 1 端子ネットの端子であり、これら端子のトラック番号は、1 つおきに付けられるので、 b のトラック番号は $2i-1$ 以上となる。 $i \geq 2$ であり、 $2i-1 \geq i$ となる。したがって、 b の登場番号はトラック番号以下であり接続すべき幹線に接続できる。

下辺端子はそれぞれ接続すべき幹線に接続できる。□

定理 1 屈折部チャネル内のネット数が m 以下ならば、提案アルゴリズムは詳細配線を完了する。

証明: 補題 1、補題 2 より明らか。□

この定理は、屈折部チャネルが詳細配線可能であるための 1 つの十分条件を与える。屈折部チャネル内のネット数が高さや幅を越えたとしても、複数ネットに

よって屈折トラックを共有することにより、詳細配線可能である場合がある。

アルゴリズムの計算複雑度は、配線グリッドの大きさに支配され $O(m^2)$ となるが、トラック割当て、登場割当ては整列の手間と同じ $O(m \log m)$ で求められ、屈折部チャンネルが詳細配線可能であるための十分条件を満たすか否かの判定は $O(m)$ で可能である。

L型チャンネルの水平直線チャンネル、および、垂直直線チャンネル内の配線は、屈折部チャンネルの詳細配線が終了した後に行う。たとえば、各ネットの配線を直線状の幹線と固定端子から直線で幹線に接続する支線により構成する場合を考える。このとき、幹線のある層で支線を他層で実現する2層配線を考えると、対辺の固定端子からの支線どうしが重ならないように幹線のトラック割当てには制約が付加されるが、対辺の固定端子からの支線を異なる層で実現する3層配線を考えると幹線どうしが重ならなければよい。したがって、チャンネルの密度が高さ未満の場合には、レフトエッジ法により、同一トラック上に置く幹線を決定し、屈折部チャンネルにも存在するネットの幹線が、屈折部チャンネルで割り当てられた屈折トラックと接続するようトラック割当てを決定すればよい。このレフトエッジ法を用いる場合、屈折部チャンネル内のネット数を m' としたとき、屈折部チャンネルの幅が m' 以上かつ垂直チャンネルの密度以上、高さが m' 以上かつ水平チャンネルの密度以上ならば、L型チャンネルは詳細配線可能であり、この条件を満足するか否かの判定は、L型チャンネルの端子数に対して線形時間で可能である。

4. ま と め

本研究により、屈折部チャンネルの高さ、幅が屈折部チャンネル内のネット数以上ならば、屈折部チャンネルは屈折トラック方式により3層で詳細配線可能であることが分かった。ただし、屈折部チャンネル内のネット数が高さや幅を越えたとしても、複数ネットによって屈折トラックを共有することにより、詳細配線可能である場合がある。屈折部チャンネルが屈折トラック方式で詳細配線可能であるための必要条件を明らかにすることは今後の課題の1つである。屈折部チャンネル部分に関する他の課題としては、ネットのトラック割当てや固定端子から屈折トラックまでの配線において、配線総長、クロストークなどを考慮したアルゴリズムの開発があげられる。L型チャンネルに関しては、屈折部チャンネルの高さ、幅が屈折部チャンネル内のネット数以上、水平垂直チャンネルの高さがそれぞれのチャンネル密度以上であれば3層で詳細配線可能であることが分

かった。したがって、L型チャンネルの形状を詳細配線可能となるように定めることができる。しかし、配線可能性を保証する最適なL型チャンネルの形状をいかに効率良く定めるかは、今後全体の配置配線問題を効率良く解くための鍵になると考えられる。

謝辞 本研究に関し貴重なご意見をたまわるとともに、熱心にご議論いただいた東京農工大学藤吉邦洋講師、東京工業大学梶谷洋司教授、ならびにU.C. Berkeley, E.S. Kuh教授に深謝いたします。

参 考 文 献

- 1) Cai, Y. and Wong, D.F.: On Minimizing the Number of L-shaped Channels, *Proc. 28th ACM/IEEE Design Automation Conference*, pp.328-334 (1991).
- 2) Chen, H.H.: Routing L-Shaped Channel in Nonslicing-Structure Placement, *Proc. 24th ACM/IEEE Design Automation Conference*, pp.152-158 (1987).
- 3) Dai, W.-M., Asano, T. and Kuh, E.S.: Routing Region Definition and Ordering Scheme for Building-Block Layout, *IEEE Trans. Computer-Aided Design*, Vol.CAD-4, No.3, pp.189-197 (1985).
- 4) Hashimoto, A. and Stevens, J.: Wire Routing by Optimizing Channel Assignment within Large Apertures, *Proc. 8th Design Automation Workshop*, pp.155-169 (1971).
- 5) Kajitani, Y.: Order of Channels for Safe Routing and Optimal Compaction of Routing Area, *IEEE Transactions on Computer-Aided Design*, Vol.CAD-2, No.4, pp.293-300 (1983).
- 6) LaPaugh, A.S.: Algorithms for Integrated Circuit Layout: An Analytic Approach, Ph.D. Thesis, M.I.T. Lab. Computer Science (1980).
- 7) Murata, H., Fujiyoshi, K., Nakatake, S. and Kajitani, Y.: VLSI Module Placement Based on Rectangle-Packing by the Sequence-Pair, *IEEE Trans. Computer-Aided Design*, Vol.15, No.12, pp.1518-1524 (1996).
- 8) Nakatake, S., Murata, H., Fujiyoshi, K. and Kajitani, Y.: Module Placement on BSG-Structure and IC Layout Applications, *Proc. International Conf. on Computer Aided Design*, pp.484-491 (1996).
- 9) Szymanski, T.G.: Dogleg Channel Routing is NP-Complete, *IEEE Trans. Computer-Aided Design*, Vol.CAD-4, No.1, pp.31-40 (1985).
- 10) Wong, D.F. and Liu, C.L.: A New Algorithm for Floorplan Designs, *Proc. 23rd ACM/IEEE Design Automation Conference*, pp.101-107 (1986).

- 11) Yoshimura, T. and Kuh, E.S.: Efficient Algorithms for Channel Routing, *IEEE Trans. Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, Vol.CAD-1, No.1, pp.25-35 (1982).
- 12) 坂主圭史, 倉澤 剛, 高島康裕, 中武繁寿, 梶谷洋司: BSG 構造に基づく配置・概略配線同時最適化手法の提案, VLD 97-40, 電子情報通信学会 (1997).

(平成 10 年 9 月 21 日受付)

(平成 11 年 2 月 8 日採録)



高橋 篤司 (正会員)

昭和 41 年生. 平成元年東京工業大学工学部電気・電子工学科卒業. 平成 3 年同大学院理工学研究科電気・電子工学専攻修士課程修了. 同年東京工業大学工学部助手. 平成 9 年より同助教授. グラフ理論, VLSI レイアウト設計自動化に関する研究に従事. 平成 9 年度電子情報通信学会学術奨励賞. 博士 (工学). 電子情報通信学会, IEEE 各会員.



村田 洋 (正会員)

昭和 32 年生. 昭和 55 年金沢大学工学部電気工学科卒業. 平成 9 年北陸先端科学技術大学院大学情報科学科博士課程修了. 昭和 55 年から 59 年にかけて (株) コンピュータアプリケーションズ勤務. 昭和 59 年から平成 9 年にかけて (株) 小松村田製作所においてハイブリッド IC の CAD システム開発業務に従事. 平成 9 年から 10 年にかけてカリフォルニア大学バークレー校客員研究員. 平成 10 年よりマイクロアーク (株) 代表取締役. 北陸先端科学技術大学院大学客員助教授を兼任. 階層的レイアウト設計手法の研究と実用化に興味を持つ. 博士 (情報科学). 電子情報通信学会, IEEE 各会員.