

## 多層チャンネル配線方法

加藤 直樹\* 菊池 淳\* 花木 章一\*\*

\*日立製作所 \*\*日立超LSIエンジニアリング

本稿で提案する多層チャンネル配線方法は、(1)貫通ビア禁止、端子層固定モデルの下で配線層を効率的に使用する層割当、(2)配線間のクロストークノイズを低減する並行配線長制御を特長としている。層割当方法では、初期解として、接続する支線層から受ける制約を守った幹線層を求めた後、各幹線層の混雑度を均一化する幹線分割層変換処理を行なうことにより、チャンネル高さの最小化を可能とした。並行配線長制御方法では、幹線層の混雑度に応じ、垂直制約グラフに最適な無向枝を挿入することで、チャンネル高さを増大させることなく並行配線長制約の遵守を可能とした。計算機実験の結果、5層の例題で短時間で最小チャンネル高さの配線結果が得られることを確認した。

## Multi-layer Channel Routing Algorithm

Naoki Kato\* Jun Kikuchi\* Shoichi Hanaki\*\*

\*Hitachi, Ltd. \*\*Hitachi VLSI Engineering, Corp.

This paper presents a novel multi-layer channel routing algorithm which has the following two features.

- (1) It can achieve the efficient layer assignment to minimize channel height under such layout models that vias are allowed only on adjacent layers and terminals are fixed on a certain layer.
- (2) It can decrease cross-talk noise with controlling the length of two wires running closely.

An optimal channel height for a 5-layer benchmark is obtained through experiments.

## 1 はじめに

半導体プロセス技術の進歩に伴い、LSIで使用される配線層数が増加している。現在は、信号4層配線が用いられるようになり、今後さらに多層化が進むと考えられる。

LSIの高速化に伴い、近接した配線間のクロストークノイズの抑制の要求が高まっている。図1に2本の配線が並走した場合のカップリング容量によるディレイ値の変化のシュミレーション結果を示す。図の横軸は並行配線長、縦軸はディレイ値である。図から分かるように、A、Bの信号が同相の際と異相の際でディレイ値は異なり、並行配線長が大きくなるにつれその差も広がる。これにより、正確なディレイ値の見積りが困難になる。また、更にLSIの高速化が進むと、クロストークノイズによりスイッチング誤動作の原因にもなる。

本稿では、多層チャンネル配線における層割当方法、および、クロストークノイズを低減するための並行配線長制御方法について述べる。ここで、多層配線モデルとして、貫通ビア禁止（隣接する2層間のみ接続可能）、端子層固定の制約を前提とする。

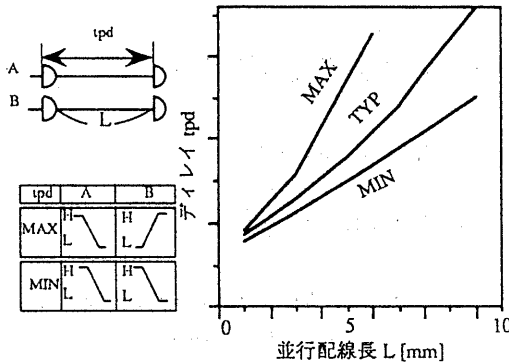


図1 並行配線長とディレイの関係

## 2 従来手法

LSIレイアウト設計の詳細配線法としてチャンネル配線法、迷路法、線分探索法などが知られている。中でもチャンネル配線法は、処理が簡便で高速であること、セル列を基本としたレイアウトモデルに適用が容易であること等の理由により、従

来から広く用いられてきた。チャンネル配線法は、上下辺に端子の並ぶ矩形領域（チャンネル領域）内で、同一ネットの端子間を結ぶ配線径路を求める方法[1]～[2]である。チャンネル配線法は基本的には2層配線手法であり、配線層を縦方向配線（支線）用の配線層（V層）と横方向配線（幹線）用配線層（H層）とに分けて用いる。その解法として、幹線を頂点、幹線間の制約を枝とする垂直制約グラフを用いる手法が一般的である。図2の幹線1と幹線5は同一カラムに支線を持つ。この場合、幹線1は幹線5より上に配線されなければならない。この制約関係を垂直制約と呼び、垂直制約グラフでは頂点1,5間の有向枝で表現される。また、幹線1と幹線4はX方向に重なる区間を持つために、上下関係の制約はないが同一Y座標（トラック）には配線することは出来ない。この関係を水平制約と呼び、垂直制約グラフでは頂点1,4間の無向枝で表現される。チャンネル配線法は、垂直制約グラフにおける全ての無向枝を有向化する問題に帰結される。この際、最も短いパスを作る有向化の組合せがチャンネル配線法の最適解となる。しかし、最適解を求めるには、無向枝がN本あれば、2のN乗の組合せがあるために、経験的手法[3]～[5]が提案されている。

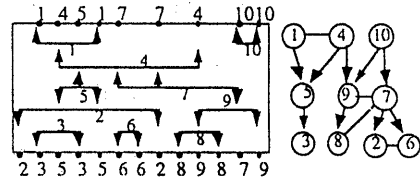


図2 チャンネル配線問題と垂直制約グラフ

チャンネル配線法の多層化として、VHVおよびHVH3層モデルへの拡張[6]～[8]、4層以上の多層に拡張した手法[9]～[11]が提案されている。

隣接する2層のみがビアにより接続可能という制約の元では、4層以上の場合には接続不可能な層の組合せが生じる。例えば、VHVH4層モデルでは、V1層の支線とH2層の幹線は接続することができない。[9],[10]の手法では、多層チャンネル配線問題を、HV(VH),HVH(VHV)の2層又は3層の部分問題に分解し、それぞれを、従来の2層チャンネル配

線法、3層チャンネル配線法で解くという考え方を基本としている。これにより、支線の層は、つながる幹線の層の隣接層に決定される。しかし実問題では、端子層は予め決まっているために、その端子層と接続可能な支線層を割り当て、その後で、幹線層を決定しなくてはならない。[9],[10]の手法では、端子に接続不可能な支線層に決定される場合がある。[11]の手法は、上の制約を守った解法であり、支線層を与えられた問題を入力として、その支線層につながる可能な幹線層を決定している。例えば、HVHVH5層モデルでは、図3に示す幹線支線層の組合せが考えられる。[11]の手法は、幹線層の決定に自由度がある場合(a,cのケース)に、コスト最小化の問題として層を決定している。しかし、この方法では、層選択の自由度のない幹線(bのケース)が多い場合、3層ある幹線層をバランスよく使用することはできない。複数ある幹線層の混雑度を均一にし、バランスよく使用するためには、(b)のような自由度のない幹線を(d)に示すように分割し、他の幹線層を使用可能とする幹線分割による層変換を行なう必要がある。

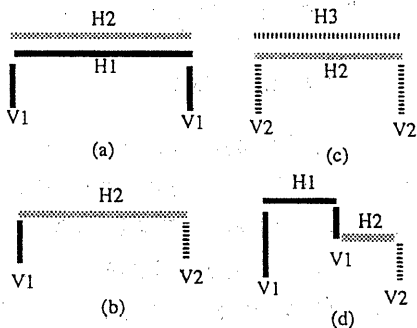


図3 HVHVH5層モデルの幹線支線の組合せ

### 3 定義

#### 3.1 多層チャンネル配線問題

2層チャンネル配線問題では、垂直制約グラフの最大パス長Max\_Pathと式(1)で表わされる最大混雑度Max\_Densityを用いて、使用トラック数の下限値Limit\_Trackが式(2)のように表わされる。

$$\text{Max\_Density} = \max(\text{Local\_Density}(x)) \quad (1)$$

$$\text{Limit\_Track} = \max(\text{Max\_Density}, \text{Max\_Path}) \quad (2)$$

ここで、Local\_Density(x)とは、あるカラムxを通する幹線の本数である。

一方、多層チャンネル配線問題では、幹線層が複数あるために、式(1)は次のようになる。

$$\text{Max\_Density} = \max(\text{Local\_Density}(x,k)) \quad (1')$$

ここで、Local\_Density(x,k)とは、あるカラムxを通過する幹線層kの幹線の本数である。式(3)から分かるように、多層チャンネル配線問題で使用トラック数を削減するためには、ある1つの幹線層の最大混雑度を小さくするだけでなく、全ての幹線層で混雑度を抑さえることが必要である。

多層チャンネル配線問題を以下に定義する。

多層チャンネル配線問題：上下に端子列を持つ矩形領域を用い、同一ネットの端子を与えられた配線層数で結線する。ただし、端子の層は予め定められており、端子と配線、配線と配線は隣接層の場合のみがビアで接続可能とする。この時、目的関数は式(1),(2)で与えられるLimit\_Trackを最小にすることである。

#### 3.2 並行配線長制御問題

まず、並行配線長制約を定義する。

並行配線長制約：図4に示すように2本の配線が定められた距離Dより隣接して、定められた並走距離の上限L<sub>u</sub>を越えることを禁止する。

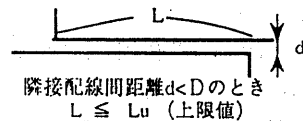


図4 平行配線長制約

並行配線長制約は垂直制約グラフにおいて、無向枝により表現することができる。しかし、無向枝が生成されることで、その枝が有向化されたときに最大パス長Max\_Pathが増加する場合が生じる。

並行配線長制御問題：垂直制約グラフの最大パス長Max\_Pathを増加させないように、並行配線長制約のための無向枝を追加する。

#### 4 配線手法

図5に本手法の処理の流れを示す。なお、ネットは2端子ネットを仮定する。多端子の場合は2端子を持つ幹線に分解して処理を行なう。

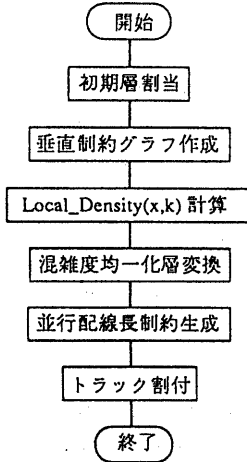


図5 処理フロー

##### 4.1 初期層割当

本手法では図3に示した幹線支線層の組合せ制約を守った初期解を以下の手順で求める。

procedure Initial\_Layer

全ての幹線について {

幹線の両端の2本の支線の層bl1,bl2を求める

if bl1とbl2は2層離れている

幹線層をbl1とbl2の間の層にする

(図3のbのケース)

else if bl1とbl2が同層 (図3のa,cのケース)

if bl1-1 < 1

幹線層をbl1+1層にする

else if bl1+1 > Max\_Layer (最上層)

幹線層をbl1-1層にする

else

幹線の範囲のLocal\_Density(x,bl1-1)の最大値とLocal\_Density(x,bl1+1)の最大値を

比較し、小さい方の層に決定する。

endif

endif

}

##### 4.2 垂直制約グラフ

垂直制約とは、同一カラムに存在する同一層の支線をショートさせないための、それらの支線につながる幹線の割付け位置の上下関係の制約である。また、幹線間の重なりを生じさせないために、上下関係は規定されないが、ある距離を離反させる必要がある場合、その関係を水平制約と呼ぶ。これらを垂直制約グラフ $G=(V, E_v \cup E_h)$ で表現する。ここで、頂点 $v \in V$ は幹線、頂点 $v_1$ から $v_2$ の有効枝 $e_v \in E_v$ は、 $v_1$ と $v_2$ の間に垂直制約が存在し、 $v_1$ が $v_2$ の上に置かれるべきであることを示す。また、頂点 $v_1$ と $v_2$ の間の無向枝 $e_h \in E_h$ は、 $v_1$ と $v_2$ の間に水平制約が存在することを示す。また、各頂点 $v$ はそれぞれ重み $W_v$ を、各枝 $e$ は枝長 $W_e$ を持つ。頂点の重みは、幹線の幅を意味し、枝長は幹線間を離反させるべき距離を示す。この表現により、可変幅配線や、ビアの組み合わせにより異なるビア間のスペーシングルール等の多用なレイアウトモデルに対応できる。制約グラフのパス長は次式で与えられる。

$$\text{Path}_{vcc} = \sum_{i=1}^n W_{v(i)} + \sum_{j=1}^m W_{e(j)} \quad (3)$$

##### 4.3 混雑度均一化層変換

本手法では、初期層割当後にLocal\_Density(x,k)が最大のカラムxに着目し、xを通過する幹線をk+2層またはk-2層等の2層離れた幹線層に層変換することで、Local\_Density(x,k)を逐次減少させることを繰り返す混雑度均一化層変換を行う。一例を図6に示す。

この際、図3の幹線支線の組み合わせ制約があるために、同図dに示す様に、幹線を分割し、層の引き上げ、引き下げを行なわなければならない。幹線分割を行なうと、分割点に支線が生成されるために、垂直制約グラフに新しい有効枝が追加される場合が生じる。そのため、垂直制約グラフの最大パス長Max\_Pathが増加しないような分割を行なう必要がある。

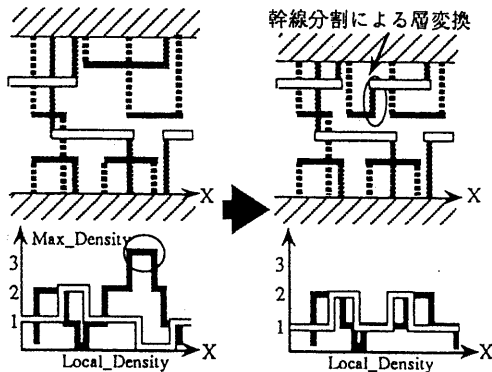


図6 混雑度均一化層変換 (VHVH4層例)

■ V1 (第1層)    — H1 (第2層)  
 ■ V2 (第3層)    □ H2 (第4層)

以下に混雑度均一化層変換アルゴリズムを示す。

procedure Layer\_Change

while Max\_Density  $\geq$  目標チャンネル高さ {

  Max\_Densityのカラム集合MDCS作成

  while MDC  $\neq \phi$  {

    MDCSの全カラムについて、Max\_Density  
    の幹線層kより上、下方向の幹線層の平均混  
    雑度を比較し最小のカラムMDCを選択し、  
    層変換方向を決定する

  if 変換方向の層の平均混雑度  $\geq$  Max\_Density-1

    終了

  end if

  選択されたカラムMDCを通過する幹線層k

  の幹線集合MDTSを作成

  層変換幹線選択処理

  if 層変換幹線あり

    層変換処理

    垂直制約グラフ更新

    Local\_Densityの更新

    MDCSの更新

  else

    終了

  end if

}

  Max\_Density = Max\_Density - 1

}

Layer\_Changeでは、Max\_Densityのカラム集合を  
 作成し、その中で幹線層の混雑度のアンバランス  
 のもっとも大きいカラムに着目し、そのカラムを

通過する注目層の幹線の層を変換する。層変換す  
 る幹線の選択および、幹線の分割が必要な際の分  
 割点の決定は、層変換後の幹線層の混雑度、垂直  
 制約グラフのパス長への影響を考慮して行なう必  
 要がある。次に層変換幹線選択処理のアルゴリズム  
 を示す。なお、以下の説明では、VHVH4層モデル  
 で、H1層からH2層に変換する例を用いる。

procedure Trunk\_Select

MDCの左右のカラムを調べ、H1層の混雑度と  
 H2層の混雑度が逆転するカラムOC1,OC2を求め  
 る。

さらに左右のカラムを調べ、H2層の混雑度が  
 Max\_Density - 1 以上のカラムLC1,LC2を求める  
 幹線集合MDTS内の幹線を以下のように分類する  
 T0: 幹線分割をしないでH2層に変換できるもの  
 T1: 片側幹線分割によりH2層に変換できるもの  
 T2: 両側幹線分割によりH2層に変換できるもの  
 (図7を参照)

if T0の幹線が存在する

  幹線の両端がOC1,OC2に最も近い幹線を選択

elseif T1の幹線が存在する

  T1内の幹線について{

    OC1またはOC2から左右に分割点候補を探  
    索し、以下の条件C1~C4を満たす分割点が  
    存在すれば、その幹線および、カラムを分  
    割候補とする。

  C1:層変換される範囲にMDCを含み、LC1と

    LC2を含まない

  C2:垂直制約グラフがサイクルを生じない

  C3:分割後のパス長がMax\_Pathを越えない

  C4:現在の候補より分割後のパス長が小さい

  }

if 分割候補幹線が存在する

  その幹線を選択し、終了する

elseif T2の幹線が存在する

  T2について上と同様の処理を行ない分割幹  
  線および分割点を求める

else

  終了 (層変換失敗)

end if

end if

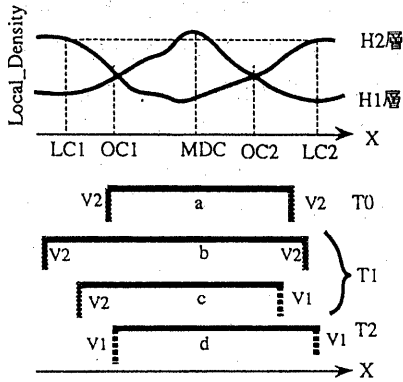


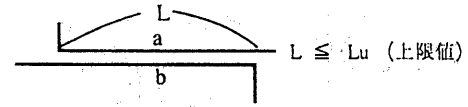
図7 混雑度分布と層変換範囲の関係

H1層からH2層に層変換する場合の望ましいカラムの範囲は、図7に示すようにH1層がH2層より混雑している範囲であるOC1からOC2である。また、H2層の混雑度がMax\_Density - 1に達するカラムLC1,LC2は含んではならない。また、幹線分割を行なうと垂直制約が追加されるために、極力幹線分割を行なわないのが望ましい。図7の幹線aは、両端の支線層がV2層であり、かつ、LC1,LC2を含まないので幹線分割することなくH2層に変換できる。幹線bは左側がLC1を含んでいるために、LC1より右側で層変換しなくてはならず、幹線分割が一箇所必要となる。幹線cは右側の支線がV1層であり、直接H2層と接続できないため、V2層の支線を途中で生成する幹線分割が必要である。幹線dは同様に両側で、幹線分割が必要になる。

#### 4.4 並行配線長制御

並行配線長制約を遵守するために、x方向の重なりが上限値以上ある幹線の組には、垂直制約グラフの無向枝により、離反制約を与える。その際、幹線層の混雑度、垂直制約グラフの状態に応じ、図8に示す2つの方法で制約を与えた。

戦略1は、片方の幹線を分割し、分割された幹線間に離反制約を与えることで制約を回避する方法である。一方、戦略2は、両幹線間に離反制約を与える方法である。



	戦略1	戦略2
制約グラフ	離反制約 	離反制約 
配線結果		

図8 並行配線長制約の制約グラフでの扱い

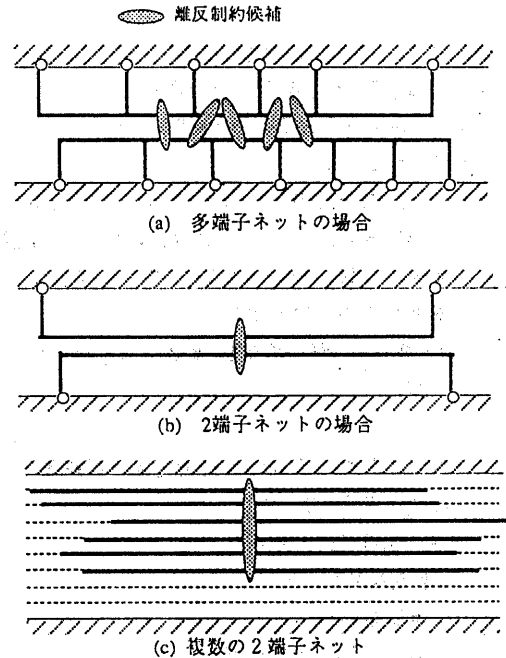


図9 離反制約の自由度

それぞれの戦略の使い分けを、図9を用いて以下に説明する。図9の(a)に示すように、多端子ネットの場合は、それぞれのネットの幹線が同一トラックに割りついた場合にのみ制約違反が生じる可能性がある。この場合は、それぞれのネットから1つずつの幹線を選択し、離反制約を与えることで制約違反を回避できる。しかし、(b)のように2端子ネットで、長い幹線の場合は、制約を与える幹線の選択の自由度はない。さらに、(c)のように

長い幹線が複数存在する場合は、それら全てが互いに離反制約を与えられ、チャンネル高さの増大につながる。例えば(c)のケースで、離反距離が2トラックであるとすれば、(c)の6本の幹線は混雑度のみ考えると図のチャンネル領域に収まるが、離反制約のために図のチャンネル領域では配線不可能となる。そこで、予めその可能性を検出し、図8の戦略1のように幹線分割により、図9の(c)の状況におちいることを避ける必要がある。しかし、幹線分割を行うと、垂直制約が増加するために、図9の(a)のような自由度の大きい状況では、戦略2を用いる方が望ましい。そこで、以下の手順で、戦略1、2を使い分け、並行配線長制約を与えた。

#### [戦略1]

(1) 並行配線長制約の並走上限値 $Lu$ 以上互いに重なる幹線の集合を作成する。

(2) 上の各集合に対して、以下に定義する仮想混雑度を求める。

仮想混雑度：幹線集合の全ての幹線が離反制約を守って割りついたときに必要とするチャンネル高さ

(図9の(c)の例では仮想混雑度は12)

(3) 仮想混雑度が目標チャンネル高さを越えている集合がなくなるまで(4)~(7)の処理を繰り返す。

(4) 最大仮想混雑度を持つ集合の中から、次の優先順位で幹線を選択する。

- ・ 属する集合の数が最大
- ・ 幹線長が長い

(5) 選択された幹線を $Lu$ 以下になるように分割する。分割点は層変換処理と同様に垂直制約グラフのMax\_Pathの増加が最小な点を選択する。

(6) 分割した幹線間に離反制約を与える。

(7) 幹線集合更新、仮想混雑度再計算

#### [戦略2]

(8) 同一ネットで、同一トラックに連続して割りつく可能性のある幹線集合を各ネットについて作成。連続して割りついた場合の長さが $Lu$ に満たないものは除く。

(9) (8)の幹線集合の全ての2項関係について、以

下の処理を行なう。

(10)  $Lu$ 以上のx方向の重なりが存在する場合には、離反制約を与える候補の幹線対を求める。

(図9の(a)では候補が5つある)

(11) 以下の優先順位で幹線対を決定し、離反制約を与える。

- ・ 幹線の範囲のLocal\_Densityの最大値の小さいもの
- ・ 幹線が属する制約グラフのパス長の最大値の小さいもの

上の手順において、(1)から(7)は戦略1の処理、(8)から(11)は戦略2の処理である。(1)から(7)で、複数の長い幹線が互いに制約を持つ状況を生じないように幹線分割を行い、(8)から(11)で、離反制約を与える候補を選択する自由度が大きい場合について、混雑度、パス長を考慮して悪影響の小さい離反制約を与えている。

## 5. 計算機実験

提案した手法をFortranでSUN SPARC station2 (28.5MIPS)上にインプリメントし、ネット数22本、HVHVH5層の例題[12]に対して実験を行なった。本実験では、配線格子が重ならないモデルを仮定し、全てのビアの組み合わせのスペーシングルールを1とした。この例題に対して、約0.3秒で各幹線層のトラックを5本ずつ(最適解)で配線できることを確認した。配線結果を図10に示す。

また、実LSI4品種で並行配線長制御の評価を行なったところ、配線率を低下させることなく、並行配線長制約違反を0件にすることができた。結果を表1に示す。

## 6. おわりに

貫通ビア禁止、端子層固定のモデルに対する多層チャンネル配線アルゴリズムを提案した。また、多層チャンネル配線法において、並走する配線間のクロストークを低減するための並行配線長制御方法を提案した。

配線層割当アルゴリズムは、つながる支線層の

制約を守った幹線層を初期解として求め、その後、各幹線層の混雑度を均一化するために、幹線を分割して、層変換を行なう。この際に、垂直制約グラフのパス長を増加させない幹線を選択することで、チャンネル高さの小さい配線を可能とした。

並行配線長制御方法は、幹線層の混雑度、垂直制約グラフの状態に応じ2つの戦略を効果的に使い分け、配線率を低下させることなく、並行配線長制約を遵守するものである。

計算機実験の結果、それぞれ良好な結果が得られることを確認した。

#### 参考文献

- [1] A. Hashimoto, J. Stevens, "Wire Routing by Optimizing Channel Assignment within Large Aperture," Proc. 8th Design Automation Workshop, pp. 159-169 (1971)
- [2] T. Kozawa, H. Horino, et. al., "Advanced LILAC - An Automated Layout Generation system for MOS/LSIs," Proc. 11th Design Automation Workshop, pp. 26-46 (1974)
- [3] T. Yoshimura, E. S. Kuh, "Efficient Algorithms for Channel Routing," IEEE Trans. Computer-Aided Design, vol. CAD-1, no. 1, pp. 25-35 (1982)
- [4] R. L. Rivest, C. M. Fiduccia, "A 'greedy' Channel Router," Proc. 19th Design Automation Conf., pp. 418-424 (1982)
- [5] D. N. Deutsch, "A 'Dogleg' Channel Router," Proc. 13th Design Automation Conf., pp. 425-433 (1976)
- [6] Y. K. Chen, M. L. Liu, "Three-layer Channel Routing," IEEE Trans. Computer-Aided Design, vol. CAD-3, no. 2, pp. 156-163 (1984)
- [7] P. Bruell, P. Sun, "A 'greedy' Three Layer Channel Router," Proc. ICCAD-85, pp. 298-300 (1985)
- [8] H.H.Chen, "Trigger: A Three-Layer Gridless Channel Router," Proc.of ICCAD-86, pp. 196-199 (1986)
- [9] D. Braun, J. L. Burns, et. al., "Techniques for Multilayer Channel Routing," IEEE Trans. Computer-Aided Design, vol. 7, no. 4, pp. 698-711 (1988)
- [10] R. J. Enbody, H. C. Du, "Near-optimal N-layer Channel Routing," Proc. 23th Design Automation Conf., pp. 708-714 (1986)
- [11] 袖, 吉村, "多層チャンネルルータ" 情報処理学会研究報告, 92-DA-62, pp 235-240 (1992)
- [12] R. J. Enbody, G. Lynn, and K. H. Tan, "Routing the 3-D Chip," Proc. 28th Design Automation Conf., pp. 132-137 (1991)

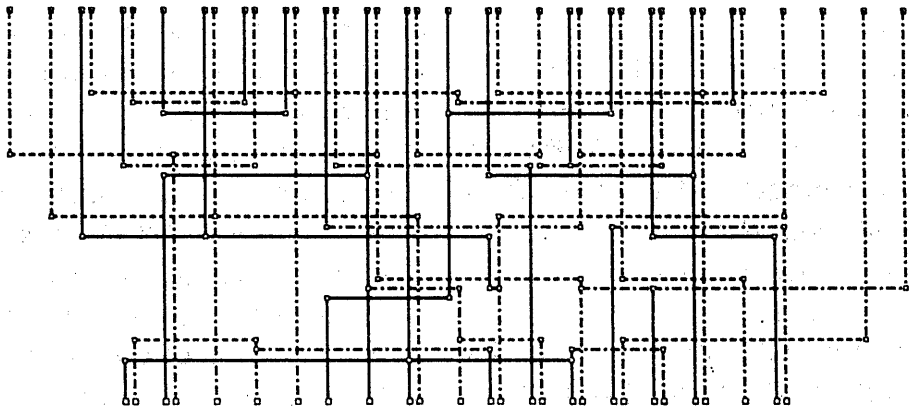


図10 配線結果

表1 評価結果

No.	ベンチマーク諸元		並行配線長制御なし		並行配線長制御あり	
	ネット数	ピン-ピン数	未配線ピン-ピン数	制約違反	未配線ピン-ピン数	制約違反
1	7452	27179	4	36	4	0
2	6205	19637	4	50	4	0
3	6402	20094	0	28	0	0
4	6104	24206	0	66	0	0