設計自動化 62－40
（1992. 5.29）

# 多層チャネルルータ

# Multi-layer Channel Router

袖 美樹子　　吉村 猛
Mikiko Sode　　Takeshi Yoshimura
日本電気（株） C＆Cシステム研究所
NEC Corporation

## 1 はじめに

近年、回路規模の増大に伴いレイアウト期間が長期化する傾向にある。また、製造技術の進歩に伴い、4層配線が現実のものとなり、今後より多くの層が配線層として使用できるようになると考えられる。

本稿では1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルに対する配線アルゴリズムを提案し、計算機実験結果について述べる。特に、このモデルに対する3次元垂直制約グラフを定義し、多層割り当てネット選択アルゴリズムについて詳細に述べる。

スタンダードセル、ゲートアレイ等の多層配線問題においては、同じコラム(垂直方向の配線格子)上に複数の配線格子が存在する。同じ面積でより多くの配線を行なうには、同じコラム上に複数存在する配線格子を有効に利用する必要がある。しかし、従来の多層チャネル配線モデルでは、1コラムに1端子と限定しているため、同じコラム上に複数存在する配線格子を有効に利用することができなかった。そこで本稿では、この1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルを用いる。

本稿で提案する多層チャネル配線アルゴリズムは、多層配線問題で最も重要なトラック(水平方向の配線格子)の各層へのネット割り当てを有効に行なうアルゴリズムで、ネットの自由度を十分に引き出し、高密度な配線結果を得ることができる。ここでネットの自由度とは、ネットを割り当て可能な層の数を言う。例えば、ネットが2つの層に割り当て可能である場合、自由度2と言う。また、提案した3次元垂直制約グラフは、これまでの垂直制約グラフを多層用に拡張したもので、従来扱うことができなかった、層の異なるネット間の垂直制約を扱うことができる。このためチャネル幅を決定するクリテカルなネットの集合を容易に求めることができ、チャネル幅の小さな配線結果を得ることができる。

計算機実験の結果、ネット数22本の5層の例題[3]に対し0.28秒(EWS4800/220)で最適解を得ることができることを確認した。

## 2 従来手法

種々のレイアウトスタイル、例えばスタンダードセル、マクロセル、ゲート敷き詰め型ゲートアレイでは、配線領域を幾つかのチャネル領域に分け、各チャネル領域に対してチャネル配線を用いる方法がよく用いられる。これはチャネル配線が単純で効率が良く、チャネル幅が可変の場合100％の配線を実現することが保証されているためである。そのためチャネル配線問題はこれまで多く研究されてきた[1][4][5]。

端子層が自由でかつ1コラムに1つの端子である多層チャネル配線モデルに対しEnbody[4]らが、端子層固定で、1つのコラム上に1つの端子である多層チャネル配線モデルに対しSangiovanni-Vincentelli[1]らが、多層チャネル配線アルゴリズムを提案している。これらの多層チャネル配線モデルは、1コラム1端子であるため、配線領域を有効に利用することができず、集積性の面に問題がある。

また、Enbody[3]らは、3次元チップモデルに対し、1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルを提案し、これに対する多層配線アルゴリズムを提案している。3次元チップモデルとは、端子及び拡散層が同じ位置に重なって存在する新しいプロセスモデルで、これまでのモデルとは大きく異なる。この3次元チップモデルに対する多層チャネル配線モデルとして、Enbodyらは、1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルを提案し、このモデルに対する多層配線アルゴリズムを提案している。Enbodyらが示したように1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルは、1コラムに1つの端子である多層チャネル配線モデルに比べ難しい問題を多く含んでいる。特にネットの層割り当ては、非常に難しい問題である。

この多層チャネル配線モデルに対してEnbodyらが提案した多層配線アルゴリズムは、ネットに垂直制約と混雑度によりコスト付けを行ない、このコストによりネットをトラックに割り当てる方法である。この方法は、ネットの自由度を十分に引き出した方法ではないため最適なネットの層割り当てがおこなわれるとは限らないという問題がある。また、同じコラム上にあるネットは、たとえ端子層が異なっても垂直制約が生じるとしている。このため、ネットの垂直制約を十分に評価できず、最適なネットのトラック割り当てがおこなわれるとは限らないという問題がある。

## 3 多層チャネル配線問題

一般に配線は、概略配線、詳細配線の順で行なわれる。概略配線では、ネットを割り当てるチャネル、セル上通過位置(フィードスルー)を決定し、詳細配線、即ちチャネル配線では各ネットのトラック位置を決定する。配線問題においては、配線領域を小さくするには、概略配線、詳細配線をトータルに考え、全体として良い結果を得ることが重要である。即ち高速に良い配線結果を得るためには、概略配線、詳細配線の両方を考えた有効

な多層チャネル配線モデルを定義する必要がある。

従来一般に用いられてきた多層チャネル配線モデルは図1(a)の様なものであった。ここで上下の数字はネット番号を表す。しかし実際のレイアウトを考えた場合、同じコラム上に複数の層が存在する場合、特にセル上通過位置(フィードスルー)が不足している場合、概略配線で同じコラム上に複数存在する配線格子を有効に用いた方が、コンパクトな配線結果が得られ易い(図2)。そのためには、同じコラム上に複数の端子が異なった層で存在するモデル(図1(b))を考える必要がある。例えば図2の場合、従来モデルと比べ1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルの方が、同じ面積で多くのネットを配線することができる。

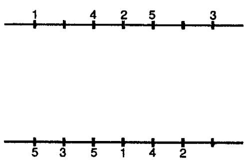

図1(a) 従来モデル(2層)

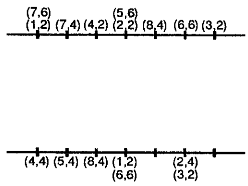

図1(b) 多層チャネル配線モデル(6層)

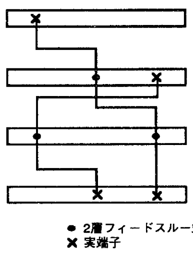

図2(a) 従来モデル

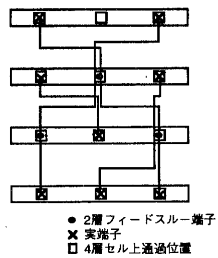

図2(b) 多層チャネル配線モデル

また、2つ以上の層を貫通するビアが許されないデザインルールでは、端子層が2以上離れている場合、詳細配線で結線を行なう場合多くの配線領域を必要とする(図3)。このため、概略配線ではこのことを考慮し、各2端子ネットの端子層が2以上離れないようにする必要がある。

そこで以下の多層チャネル配線モデルを定義する。

**多層チャネル配線モデル** 上下に端子の列を持つチャネル領域を考える。ただし端子に振られた番号は、それぞれネット番号、端子層を表す。ここで、同じコラム上に複数の端子が異なる層で存在しても良いこととする。また、貫通ビアは許さないが、スタックビアは許すこととする。ここで貫通ビアとは、2層以上離れた配線を結ぶビアをいう。またスタックビアとは、あるビアの上に異なるビアを1層以上の間隔をおいて重ねて置くことをいう。また、ネットを2端子ネットに分解した時、その端子の各層は2層以上離れていないこととする。

多層チャネル配線問題とは、上記の多層チャネル配線モデルにおいて同じネット番号を持つネットをチャネル幅が最小になるように結線することである。即ち、トラック数が最小になるように各ネットのトラックと層を決定する問題である。

## 4 準備

以下ネットは2端子ネットを仮定する。(なお多端子ネットの場合は2端子ネットにネットを分解して処理を行なう。)以下では、3次元垂直制約グラフ、ゾーン、割り当てネット選択グラフを定義する。

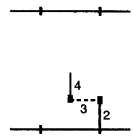

図3 引き上げパターンによる面積の増加

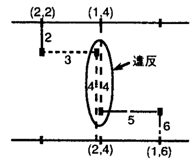

図4 垂直制約違反

### 4.1 3次元垂直制約グラフ

チャネル配線問題においてネット間の垂直制約を扱うことは、重要である。上で定義した多層配線モデルの場合、従来と異なり同じコラム上に複数の端子が存在する。そのため端子層が異なる、または同じネット間の垂直制約を求めるこが重要である(図4)。しかし現在提案されている垂直制約グラフは、2,3層チャネル配線のためのものであるため、縦方向の配線層が複数ある場合垂直制約を表現することができなかった。そこで新しく多層チャネル配線のための3次元垂直制約グラフを定義し、これを用いて垂直制約を表現する。これを用いることにより、チャネル幅を決定するクリテカルなネットの集合を容易に求めることができ、良い結果を得ることができる。

3次元垂直制約とは、ネットの垂直セグメントにより生じた、ネットの水平セグメントの上下関係の制約を表すものと定義する。ここで、垂直セグメントの制約とは、垂直セグメントを伸ばしていった時に、ネットに重なりが生じるものを言うこととする。垂直制約は、同じコラム上に上下に同じ層で端子が存在する場合生じる。これは上側の端子に接続しているネットの水平セグメントは、下側の端子に接続しているネットの水平セグメントの上側に置かれなければならないことを表している。例えば図4の場合、ネット1の左側の端子とネット2の右側の端子は両方4層に存在し、ネット1の水平セグメントは5層にネット2の水平セグメントは3層に存在する。この時、水平セグメントのみ考えると、この2つのネットの水平セグメントは異なる層に存在し、同じトラックに割り当て可能である。しかし同じコラム上で端子層が同じであるため、垂直セグメントに重なりを生じ、同じトラックに割り当て不可能である。即ち水平セグメントの層が異なる場合でも、同じコラムで垂直セグメントの層が同じ場合垂直制約が生じる。

この関係を3次元垂直制約グラフ $G=(V,E_1\cup E_2\cdots E_k)$(層数 $k$)で表現することとする。各頂点 $v\in V$ はネットの水平セグメントを表し、頂点aから頂点bへの有向枝 $e\in E_i$ は、ネットaとネットbが層 $i$ で垂直制約が生じることを表し、ネットaの水平セグメントがネットbの水平セグメントの上の置かれなければならないことを表す。図1(b)に対する3次元垂直制約グラフを図5(a)に示す。この3次元垂直制約グラフにより、ネットの水平成分の層が異なるネット間の垂直制約を表現することができる。

クリテカルネットの集合とは、3次元垂直制約グラフ上で最長経路上にあるネットの集合を言う。チャネル幅はこの最長

経路以下にはならず、このネットをいかに配線するかによりチャネル幅が決定される。

### 4.2 ゾーン表現

ネットの水平セグメントはその左端と右端の端子位置により決定される。$S_i(c)$ を層 $i$ におけるコラム $c$ を横切るネットの集合とする。相異なるネットの水平セグメントは同一層同一トラックで重ねることはできない。しかし水平成分の重なりを見る限りにおいては，全てのコラムを考える必要がない。即ち、$S_i(c)$ が極大集合となるコラム $c$ のみを考えればよい。そこで、$S_i(c)$ が極大集合となるコラムに対し、1 から順番に番号を割り当て、これらを層 $i$ に対するゾーン 1, ゾーン 2、... と定義する。もし、ネットが複数の層に割り当て可能である場合、そのネットは複数の層に登録し、ゾーンを求めることとする。図1(b) の 1 層に対するゾーン表現を図 5(b) に、3 層に対するゾーン表現を図 5(c) に、5 層に対するゾーン表現を図 5(d) に示す。

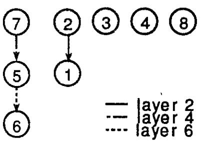


図5(a) 3次元垂直制約グラフ

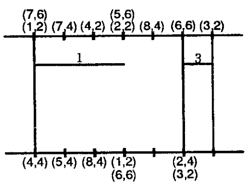

図5(b) ゾーン表現(1層)

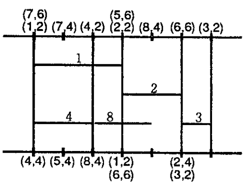

図5(c) ゾーン表現(3層)

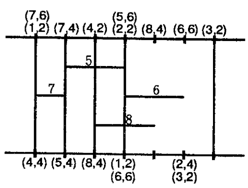

図5(d) ゾーン表現(5層)

### 4.3 割当ネット選択グラフ

チャネル配線問題を行なう上で問題となるのが水平制約である。これはネットの水平方向の制約を言うもので、割り当てネット選択グラフで表現する。即ち、本手法では、割り当てネット選択グラフを用いることにより、水平制約により生じるデザインルールエラーのないネット割り当てを行なうことができる。

層 $i$ に対する割り当てネット選択グラフ $G_i = (V_i, E_i^{(1)} \cup E_i^{(2)})$ 考える。ここで $V_i$ は層 $i$ におけるゾーンの集合 (ゾーン数 $m_i$) を表し、$E_i^{(1)}$ はゾーン $k_i$ からゾーン $k_i+1$ への有向枝の集合を表し、$E_i^{(2)} \subseteq \{e_{ij} = (v_{k_i}, v_{l_i}) \mid v_{k_i}, v_{l_i} \in V\}$ は、ネット $j$ の始点ゾーン $k_i$ から終点ゾーン $O_i + 1 (= l_i)$ への有向枝の集合を表す。各枝にはコスト $g(e_{ij})$、各頂点にはコスト $f(v_{ki})$ が割当られている。

次に枝のコスト、頂点のコストを定義する。$E^{(1)}$ に属する枝のコストは、0 とする。また、$E^{(2)}$ に属する枝 $e_{ij}$ のコストは、ネット $j$ が層 $i$ に割り当てられる望ましさを表すもので、以下の様に定義する。

$$g(e_{ij}) = \alpha_1 D(j,i) + P(j,i) * (\alpha_2 V(j) + \alpha_3 E(j)) Z(j) \quad (1)$$

ここで、$P(j,i)$ は、ネット $j$ が層 $i$ に割り当てられる確率を表し、以下のように定義する。

$$P(j,i) = 1/N(j) \quad (2)$$

$N(j)$ は、ネット $j$ を割り当て可能な層の数を表す。また、$D(j,i)$ は層 $i$ において、ネット $j$ が通過するゾーンの混雑度の合計を表し、以下のように定義する。

$$D(j,i) = \sum_{n=S(j)}^{T(j)} \sum_{x \in Q(n)} P(x,j) \quad (3)$$

$Q(n)$ はゾーン $n$ を通過するネットの集合を表し、$S(j)$ はネット $j$ の開始ゾーン位置を表し、$T(j)$ はネット $j$ の終点ゾーン位置を表す。また、$V(j)$ は、3 次元垂直制約グラフでネット $j$ を通る最長経路長を表し、$E(j)$ は、3 次元垂直制約グラフ上でネット $j$ につながる枝の数を表し、$Z(j)$ は、ネット $j$ が通過するゾーンの数を表す。

また、頂点コストは、$v_{1_i}$ を始点とし、始点から木を枝の向きにそって探索した時の始点からの枝のコストの和と定義する。但し到達可能でない頂点の頂点コストは 0 とする。

割り当てネット選択グラフは、現在割り当て可能なネットの集合にたいして定義される。割り当て可能なネットの集合とは、3 次元垂直制約グラフ上で負の向きに接続する枝の個数が 0 である頂点に対応するネットの集合を言うこととする。図 5(a) における現在割り当て可能なネットの集合は $\{2,3,4,7,8\}$ である。各ネットの水平セグメントの自由度を引き出すために、もしそのネットの水平セグメントが複数の層に割り当て可能な場合は、その全ての層の割り当てネット選択グラフにネットを登録する。例えば図 5(a) のネット 3 の水平セグメントは、1,3 層に割り当て可能であるため、1,3 層の割り当てネット選択グラフにこのネットを登録する。複数の層 (2 層以上) に登録されたネットの枝 $e_{ij}$ をネット $j$ の共通枝と言う (図 6)。共通枝でない枝を非共通枝と言う。共通枝の一方を主共通枝と言い、それに対応する共通枝を双対共通枝と言う。図 5(a) に対する割り当てネット選択グラフ作成グラフを、図 6 に示す。

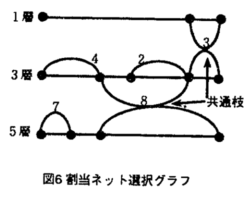


図6 割当ネット選択グラフ

## 5 多層チャネル配線アルゴリズム

多層チャネル配線問題では、従来のチャネル配線問題と異なりネットの水平セグメントを複数の層に割り当て可能である。そのためネットをどの層に割り当てるかを、ネットをどのトラックに割り当てるかに加え決定しなければならない。この時ネットをどの層に割り当てるかにより、トラックに割り当てるネットの集合が異なり、解に大きな影響を与える。そのためネット

の自由度を十分に引きだし、最適な割り当てを行なうことが、多層配線問題において重要な問題となる。本手法では、多層割り当てネット選択アルゴリズムにより、ネットの各セグメントの自由度を十分に引き出し、各層のトラックへのネット割り当てを行なうため、コンパクトな配線結果を得ることができる。

以下に多層チャネル配線アルゴリズムの全体フローを示す。まず、3次元垂直制約グラフを作成する。次に、現在割り当て可能なネットの集合に対し、割り当てネット選択グラフを作成する。次に割り当てネット選択グラフを用いて、多層割り当てネット選択アルゴリズムによりトラックの各層に割り当てるネットの集合を求め、割当を行う。次に、3次元垂直制約グラフを更新し(割り当てられたネットに対応する頂点とその頂点から出ている枝を3次元垂直制約グラフから削除し)、再度現在割り当て可能なネットの集合を求め、多層割り当てネット選択アルゴリズムにより割り当てを行なう。この処理を全てのネットが割り当てられるまで繰り返す。

**全体フロー**

```
● 3次元垂直制約グラフを作成する。
● track=0
while(割当られていないネットが存在する。){
    ● track=track+1
    ●割当可能なネットの集合を3次元垂直制約グラフから
      取り出す。
    ●割当ネット選択グラフを作成し、多層割り当てネット
      選択アルゴリズムにより割当を行う。
    ● 3次元垂直制約グラフを更新する。
    }
```

## 6 多層割り当てネット選択アルゴリズム

多層チャネル配線問題では、ネットを複数の層に割当可能であるため、いかにこの自由度を引き出し各層で最も望ましい割当を行うかが重要な問題である。

ある1層を考えた場合、コスト最大のネット集合を求める問題に関しては最適解が求まることが知られている[4]。そこで多層チャネル配線問題に対して各層で最適なネット割り当てを求め、この中でコストの最も高い層のネット割り当てを行ない、次に割り当てられたネットを削除し、同じ方法でまだ割り当てが行なわれていない層へのネット割り当てを行なう方法が考えられる(LPM アルゴリズム)。しかしこの方法では、最適解を求めることができるとは限らない。

例えば、図1(b)の場合を考える。初期状態ではネット{2,3,4,7,8}が現在割り当て可能な集合で、各ネットのコストはそれぞれ{2(0,2,0),3(1,1,0),4(0,2,0),7(0,0,1),8(0,3,4)}である(ネット番号(1,3,5層でのコスト))。ネット3は、1,3層で割当可能で、ネット8は、3,5層で割当可能である。この例の場合、1層ではネット3が選択されコスト1、3層ではネット3,4,8が選択されコスト6、5層ではネット7,8が選択されコスト5である。そこで3層に対しネットの割り当てが行なわれる。次に割り当てられたネットを削除し、まだ割り当てがおこなわれていない層でのネット割り当てを求める。1層では割り当てるネットの集合が存在しない。5層ではネット7が選択され、コスト1である。そこで5層に対しネット割り当てが行なわれ、このトラックに対する割り当てが終了し、ネット2が割り当てられないまま残ってしまう(図7(a))。しかしこの割り当てに対する最適解は図7(b)である。

そこで本稿では、この問題を解決する手法、即ち、割り当てネット選択グラフを用いた有効なネット割当をおこなう多層割当ネット選択アルゴリズムを提案する。本アルゴリズムは、割当ネット選択グラフ上で木の枝を操作することにより有効なネット割当を求めるアルゴリズムで、ネットの自由度を十分に引きだし有効な割当を行うことができる。

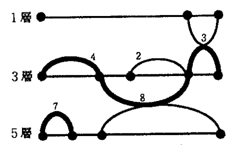

図7(a) 割当ネット(LPMアルゴリズム)

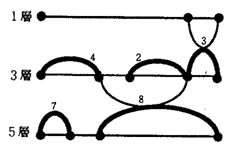

図7(b) 割当ネット(最適解)

### 6.1 多層割り当てネット選択問題

割り当てネット選択グラフを各層に対して作成した後、このグラフ上で、重なりがなく、コストの合計が最大となるような、水平セグメントの組を選ぶことにより、各層での割り当てネットの集合を求める。

割当ネット選択グラフ上で、重なりがなく、コストの合計が最大となる、ネットの組を選ぶ問題は、

$$\sum g_i(v_{m_i}) \tag{4}$$

を最大にすることと等価である。そこで以下では $\sum g_i(v_{m_i})$ を最大にする木を求める問題を考える。ここで $g_i(v_{m_i})$ は層 $i$ の頂点 $m_i$ のコストを表す(層 $i$ のゾーン数は $m_i$)。

まず初期解として、$E^{(1)}$ の枝を全て選択することにより木を作成し、木の初等変換により $\sum g_i(v_{m_i})$ を最大にする木を求める。ここで枝 $e$ に対する木の初等変換とは、補木枝 $e$ を木枝とし、この処理によりできたサイクル中の木枝を補木枝とする処理を言うこととする。即ち、$\sum g_i(v_{m_i})$ を増加させる木の初等変換を繰り返し行うことにより有効な割当を求める。

### 6.2 ラベリング

割り当てネット選択グラフの各枝に基本ラベルと、拡張ラベルを以下の様に定義する。拡張ラベルは、この枝を選択した時の $\sum g_i(v_{m_i})$ の増加を示す。

#### 基本ラベル

**木枝**

枝を取り去ることにより変化する、枝の終点の頂点コストの変化値

**補木枝**

枝のサイクルコスト

#### 拡張ラベル

**非共通枝・木枝**

基本ラベルと同じ値×(-1)

**非共通枝・補木枝**

基本ラベルと同じ値

**共通枝・補木枝で双対共通枝が補木枝の場合**

基本ラベルと同じ値

**共通枝・補木枝で双対共通枝が木枝の場合**

候補枝の拡張ラベル

**共通枝・木枝**

(双対共通枝の基本ラベル + 主共通枝の基本ラベル)×(-1)

ここで、割り当てネット選択グラフ $G_i$ 上の木 $T_i$ に対する枝 $e_{ij} \in E_i - T_i$ ($T_i$ は木枝の集合、$E_i$ は $E_i^{(1)} \cup E_i^{(2)}$) のサイクルとは、枝 $e_{ij}$ を木枝に加えることによりできるサイクルを言い、枝 $e_{ij}$ のサイクルのコストとは、枝 $e_{ij}$ の向きに沿って枝のコストを加えた値を言う。ただし枝が共通枝で木枝の場合、拡張ラベルをコストのかわりに用いる。

また、候補枝とは、補木枝である共通枝の双対共通枝の基本カットセットの中で、補木枝でかつ拡張ラベルの最も大きい枝をいう。

### 6.3 木の更新方法

基本的には木の初等変換を繰り返し行なうことにより、$\sum g_i(v_{m_i})$ を最大とする木を求める。即ち、補木枝 $e$ を木枝とし、この処理でできたサイクル中の木枝を1つ補木枝とする処理を繰り返す。サイクル中の木枝を補木枝とする時は、拡張ラベルの1番大きい木枝を補木枝とすることとする。特に、サイクルが木枝である共通枝を含む場合はその枝を取り除く。この時、問題となるのが補木枝 $e_c$ を木枝とする時、枝 $e_c$ が共通枝でその双対共通枝が木枝である場合と、木枝 $e_t$ を補木枝とする時、その木枝 $e_t$ が共通枝である場合である。

共通枝は、複数の層に割り当て可能なネットを表すため、共通枝を木枝とする時は、双対共通枝は補木枝でなくてはならない。そのため、共通枝を木枝とする時、もし双対共通枝が木枝の場合は補木枝にする必要がある。逆に木枝である共通枝を補木枝にする時、双対共通枝を木枝とすることが可能である。この時、もし双対共通枝を木枝にした時 $\sum g_i(v_{m_i})$ が増加するなら、双対共通枝を木枝とした方はよい。枝の更新処理とは、木の初等変換に加えこれらの処理を行なうことを言うこととする。

以下ではこの2つの場合の枝の更新処理について定義する。

**双対共通枝が木枝である補木枝を木枝とする場合** 木の初等変換に加え、双対共通枝を補木枝にする。双対共通枝を補木枝とするため、木を保持するためには、これの代りとなる木枝を作成する必要がある。そこで双対共通枝のカットセットの枝の集合の中で、かつ補木枝の中で、拡張ラベルの1番大きな枝、即ち候補枝を木枝とする。

**共通枝である木枝を補木枝とする場合** 双対共通枝を木枝をした時コストが増加する場合、即ち双対共通枝の拡張ラベルが正の場合、木の初等変換に加え、双対共通枝の更新処理を行なう。

### 6.4 多層割り当てネット選択アルゴリズム

初期解として割り当てネット選択グラフを探索することにより最長経路を求め、その時作成される木を初期解とする。次に頂点のコスト、枝の基本ラベル、拡張ラベルを求め、拡張ラベルの値が最も大きい枝の更新処理を行なう。次に頂点のコスト、枝の基本ラベル、拡張ラベルの更新を行ない、再度枝の更新処理を行なう。この処理を正の値を持つ拡張ラベルが存在する間行なう。

割り当てネット選択アルゴリズム

```
begin
  ●各層で最長経路を求め、木を作成する。この時、他の層で
    既に選択された枝は、木枝の対象から外して経路を求める。
  ●頂点のコスト、各枝の基本ラベル、拡張ラベルを設定する。
  while(補木枝の中で拡張ラベルが正であるものが存在する。){
      ●補木枝の中で拡張ラベルの1番大きい枝 i を選択し、
        i に対する枝の更新処理を行なう。
      ●頂点のコスト、各枝の基本ラベル、拡張ラベルを
        更新する。
      }
end
```

例えば図8の例を考える。枝に付けられている数字はそれぞれネット番号、枝のコストを表す。説明を分りやすくするために、ここでは初期解(木)として、$E^{(1)}$ の枝を全て選択する(図9(a))。枝に付けられている数字はそれぞれネット番号、枝のコスト、基本ラベル、拡張ラベルを表す。また、頂点にふられた数字は頂点コストを示す。次に拡張ラベルの値が1番大きい枝11を層5で選択し、木枝とする。次にサイクルを取り除くために層5のゾーン4、ゾーン5を結ぶ枝を補木枝とする。この後、コスト、ラベルの更新、枝の更新処理を繰り返すことにより図9(b)が得られる。この状態では、ネット5の拡張ラベルが1番大きいので、ネット5を木枝とする。次にサイクルを取り去るためにネット2の3層の枝を補木枝をする。ネット2を3層で補木枝とすることにより1層でネット2を木枝とすることが可能となったため、ネット2を1層で木枝とし、これによって作成されたサイクルを取り除くために、1層のゾーン2とゾーン4を結ぶ枝を補木枝とする。この後再度コスト、ラベルの更新、枝の更新処理を繰り返すことにより図9(c)が得られる。この状態では、ネット11の拡張ラベルが1番大きいので、ネット11を7層で木枝とし、作成されたサイクルを取り除くためにネット13を補木枝とする。ネット11は5層で木枝であるため、双対共通枝である5層のネット11を補木枝とし、カットセットの中で拡張ラベルの1番大きい枝(ネット6)を候補枝として選択し、ネット6を木枝とする。この後再度コスト、ラベルの更新、枝の更新処理を繰り返し、正の値を持つ拡張ラベルがなくなるまで同じ処理を繰り返す。

多層割り当てネット選択アルゴリズムで拡張ラベルのセット時に拡張ラベルの決定順序にループができ、拡張ラベルのセットが行なえない場合がある。この場合、ループに属する枝 $E^{(3)}$ に対し以下の計算を行なう。

$$\sum_{e \in (E^{(3)} \cap T)} d(e) - \sum_{e \in (E^{(3)} \cap (E^{(1)} \cup E^{(2)} - T))} d(e) \qquad (5)$$

次に、ループ上の枝に、枝が木枝の場合、上の値、補木枝の場合上の値 $\times(-1)$ を仮に拡張ラベル(仮拡張ラベル)に、セットする。この時ループが作成された枝をループ枝(ループに属する枝の集合を示す)で結ぶ。この後ループの終点枝(ループ中の枝で、拡張ラベルのセット始めた枝に戻った枝)を処理の対象からはずし、拡張ラベルセットの処理を続ける。この時仮拡張ラベルは用いない。全ての拡張ラベルがセットされたら、次に、拡張ラベルと、仮拡張ラベルと比較を行ない大きい方を実際の拡張ラベルの値とする。

また枝の更新処理では、拡張ラベルと、仮拡張ラベルの値が同じ場合、ループ枝で結ばれている枝に対し、木枝を補木枝に、補木枝を木枝にする処理を行なう。

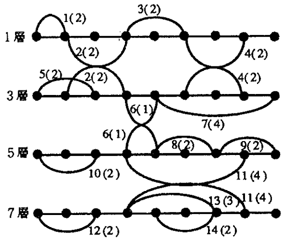


図8 割り当てネット選択グラフ

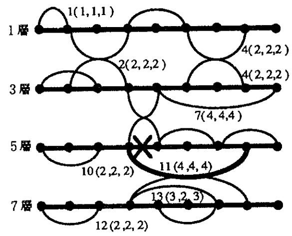


図9(a) 枝11の更新処理

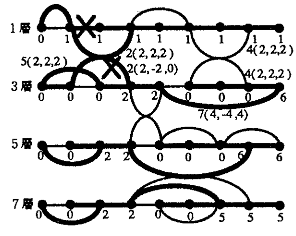


図9(b) 枝5の更新処理

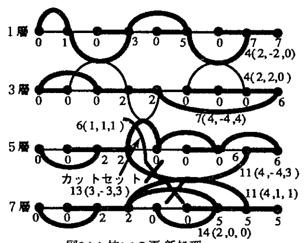


図9(c) 枝11の更新処理

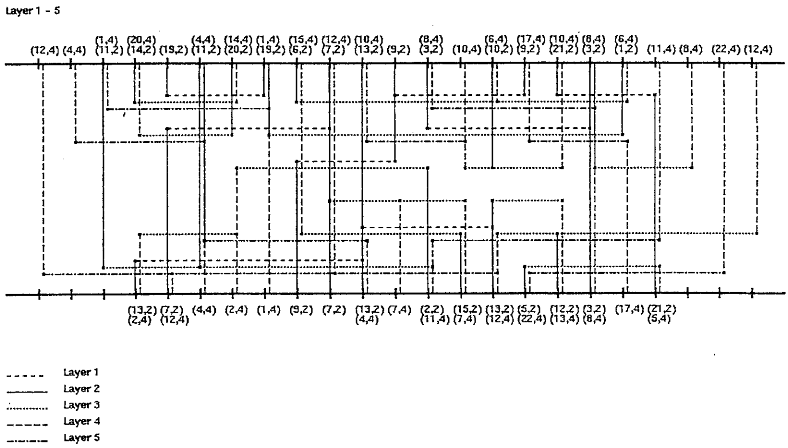


図10 配線結果

## 7 計算機実験結果

EWS4800/220上でc言語でプログラムし、ネット数22本,5層の例題[3]に対して実験を行なった。本例題に対し、0.28秒で最適解を得ることができることを確認した。配線結果を図10に示す。

## 8 まとめ

1コラムに複数の端子が存在する多層チャネル配線モデルに対する多層チャネル配線アルゴリズムを提案した。

提案した3次元垂直制約グラフは、これまでの垂直制約グラフを多層用に拡張したもので、従来扱うことができなかった、層の異なるネット間の垂直制約を扱うことができる。この3次元垂直制約グラフを用いてチャネル幅を決定するクリテカルなネットの集合を容易に求めることができ、良い結果を得ることができる。

また提案した多層割り当てネット選択アルゴリズムは、割り当てネット選択グラフ上で枝の更新処理を繰り返し行なうことにより、各層に割り当てるネットの集合を求めるアルゴリズムで、多層により広がったネットの自由度を引き出し、チャネル幅の小さい配線を行なうことができる。

計算機実験の結果、短時間で有効な解が得られることを確認した。

## 9 謝辞

日頃ご指導頂く藤田課長、石川主任に深く感謝いたします。

## 参考文献

[1] Douglas Braun, Sangiovanni-Vincentelli, et al., "Chameleon:A New Multi-Layer Channel Router", *Proc. 23rd DA Conf.*, 1986, pp.495-pp.502.

[2] Mikiko Sode, "A Multi-Layer Routing Algorithm.", *JTC-CSCC'91.*, 1991, pp.465-470.

[3] Richard J. Enbody, Gary Lynn, and Kwee Heong Tan, "Routing the 3-D Chip", *Proc. 28th DA Conf.*, 1991, pp.132-pp.137.

[4] R.J.Enbody and H.C.Du, "Near-Optimal n-Layer Channel Routing", *Proc. 23rd DA Conf.*, 1986, pp.708-pp.714.

[5] Takeshi Yoshimura, "An Efficient Channel Router", *Proc. 21st DA Conf.*, 1984, pp.38-pp.44.