

## 層割当てに基づくタイミングとクロストークを考慮した MCM配線手法

大平祥広 小出哲士 若林真一

広島大学工学部

〒739 東広島市鏡山一丁目4番1号

E-mail:{ooh, koide, wakaba@ecs.hiroshima-u.ac.jp}

本稿ではマルチチップモジュール(MCM)配線問題に対し、タイミングとクロストークを考慮した新しい配線手法を提案する。提案手法では、まずネット間のクロストークを考慮したネットの配線層への初期層割当てを求める。初期層割当てを求めるため、ネットを節点とし、枝の重みをネット間の干渉度としたネット干渉グラフを定義し、配線層数を $k$ とすると、ネット干渉グラフの最大 $k$ 分割を求めることにより各ネットの初期層割当てを求める。次に初期層割当てに基づき、各ネットの配線を行う。配線においてはいくつかの配線パターンの中からクロストークとタイミングの制約を満たした上でビア数と配線混雑度の増加が最小となるものを選択して配線する。初期層割当てで決められた配線層では配線できないネットが見つかった場合はそのネットの層割当てを変更して配線を行う。層割当ての動的な変更を許しているため、本配線手法はあらかじめ層割当てを求めてから各層単位で配線を行う従来手法と比較して、より柔軟な配線を行うことが期待される。

## An MCM Routing Method Based on Layer Assignment Considering Timing and Crosstalk

Sachihito Oohira, Tetsushi Koide and Shin'ichi Wakabayashi

Faculty of Engineering, Hiroshima University

4-1, Kagamiyama 1 chome, Higashi-Hiroshima 739 JAPAN

This paper presents a new routing method for multi-chip modules (MCMs) considering timing and crosstalk constraints. In this method, first, an initial layer assignment of nets considering crosstalk among nets is obtained by getting a maximum  $k$  way cut of the net interference graph, where  $k$  is the number of wiring layers, and each node in the interference graph is corresponding to a net, and the edge weight of the graph is defined as the degree of interference between two nets. Next, routing of each net is performed based on the initial layer assignment of nets. In routing, one pattern among several possible routing patterns is selected so as to minimize the routing congestion as well as the number of vias under the crosstalk and timing constraints. If a net cannot be routed in a wiring layer determined in the initial layer assignment, the layer assignment of that net will be changed, and the net will be tried to be routed in the new layer. Since the proposed routing method allows to change the layer assignment during the algorithm execution, it is expected to perform routing more flexibly than the existing routing methods which perform routing after determining the layer assignment.

## 1 はじめに

近年のVLSI製造技術の急激な進歩に伴い、システムに求められる動作速度、実装密度、信頼性は年々高まっており、従来のプリント基板(PCB)に変わる新しい実装手法としてマルチチップモジュール(MCM)が注目されている。MCMの配線には、多層配線が用いられ、配線層数が60層を超えるものも存在する[5,14]。一般にICのコスト削減には、チップ面積の最小化が必要とされる。しかし、MCMの配線はベアチップがマウントされるチップ層より下の配線層全体で行なわれ、その面積は一定であるため、コスト削減には配線層数を減らすことが重要となる。また、層間の配線にはビアが用いられるが、ビアは遅延の原因となり、信頼性の低下やコストの増加を招くため、使用数を減らす必要がある。

既存のMCM配線手法[4,7,9-12]では、配線をあらかじめ設定した格子(グリッド)上で行なうと仮定することが一般的である。しかし、基板サイズが150mm×150mm、配線間隔が75 $\mu$ mのMCM(MCM-Dと分類されるものに多い)に対しては、グリッド数が4,000,000にもなり、そのような配線密度の高いMCMには、従来手法をそのまま適用することは困難であると考えられる。しかし、実際の配線は、その大部分が水平-垂直(H-V)配線であり、グリッドの導入により問題が自然に取り扱え、定式化も容易になるなどメリットも大きい。そこで、グリッドを使用しつつ、メモリ効率の良い配線手法が必要となってくる。

また、既存の配線手法は、計算時間の短縮のため反復改良を避け、グリーディな手法を採用するもの[9-11]が多い。これら手法では、チップ層に近い層から順にネットのトポロジを決定しながら配線を行い、ある層で配線ができなくなれば次の配線層を使用するため、グローバルな最適化が困難であり、層ごとの配線密度に不均衡が生じる場合がある。また、配線層数最小化やビア数最小化及びタイミング、クロストーク[5,13,14]などの制約を考慮することも困難である。

そこで、本稿では、実際に配線を行なう前にネットの配線層を決定(層割当て: Layer Assignment [3, 8, 14])し、その後、層割当てを動的に変更しながらネットを配線する手法を提案する。ネットのトポロジを決定する前に層割当てを決定することをUnconstrained Layer Assignment [14]という。Unconstrained Layer Assignmentは、3層以上の多層配線に対してNP-完全であることが知られており[1]、ヒューリスティックな手法が必要となる。同じ配線層に割り当てられたネット

トは、トポロジやクロストーク等の制約の干渉が小さいもの程routabilityが大きくなる。そこで、提案手法では、まずネット間のクロストークを考慮したネットの配線層への初期層割当てを定める。初期層割当てを定めるため、ネットを節点とし、枝の重みをネット間の干渉度としたネット干渉グラフ[2,14]を定義し、配線層数を $k$ とするとき、ネット干渉グラフの最大 $k$ 分割を求めることにより各ネットの初期層割当てを求める。次に初期層割当てに基づき、各ネットの配線を行う。配線においてはいくつかの配線パターンの中からクロストークとタイミングの制約を満たした上でビア数と配線混雑度の増加が最小となるものを選択して配線する。初期層割当てで決められた配線層では配線できないネットが見つかった場合はそのネットの層割当てを変更して配線を行う。層割当ての動的な変更を許しているため、本配線手法はあらかじめ層割当てを求めてから各層単位で配線を行う従来手法と比較して、より柔軟な配線を行うことが期待される。

## 2 準備

ここではMCM配線モデル、クロストーク、MCM配線問題の定式化、使用配線層数の見積もり方法、及びネット干渉グラフについて説明する。

### 2.1 MCM配線モデル

本稿で取り扱うMCM配線モデルを図1に示す。ベアチップは最上位のチップ層に配置される。ネットは、水平セグメント専用の配線層と垂直セグメント専用の配線層の対(x-y layer pair)を用いて配線する。また、電源・接地層を数層ごとに配線層間に挿入する。各層間の接続には、ビアを用いる。

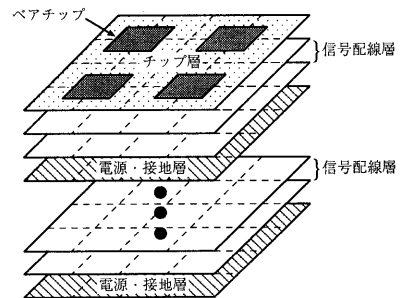


図1 MCM配線モデル

各配線層には、図2に示すように最小配線間隔 $\lambda$ で詳細配線グリッドが置かれ、配線は、全てこのグリッド上で

行なう。ネットの折れ曲がりにはグリッドの交点でのみ許され、折れ曲がりの点でビアを用いて層を変える。ビアもグリッドの交点にのみ置くことができる。グリッドの交点を  $(x, y)$  ( $0 \leq x, y \leq M$ ) で表す。図 2 中の太線で描かれたグリッドは、配線混雑度計算グリッドである。このグリッドは、提案配線アルゴリズムにおいてネットの配線順序を決定、及び層割当ての変更に用いられる。配線混雑度計算グリッドは、 $x \bmod A = 0$ , かつ  $y \bmod A = 0$  となる詳細配線グリッド上に置かれる。つまり、配線混雑度計算グリッドの間隔は  $A$  (ユーザが与える正の整数) となる。グリッドの交点  $(x, y)$  を通るセグメントは、領域  $\{ (\lfloor x/A \rfloor, \lfloor y/A \rfloor) (\lfloor x/A \rfloor, \lfloor y/A \rfloor + 1) (\lfloor x/A \rfloor + 1, \lfloor y/A \rfloor + 1) (\lfloor x/A \rfloor + 1, \lfloor y/A \rfloor) \}$  に含まれるとする。また、この領域の水平、垂直方向の配線容量を  $A$  とする。

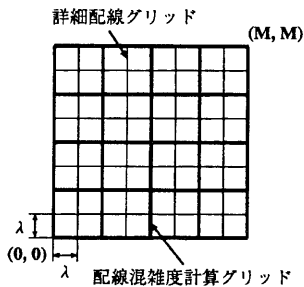


図 2 詳細配線グリッドと配線混雑度計算グリッド

## 2.2 クロストーク

クロストークとは、図 3 に示すように隣接する異なるネットの信号配線間の capacitive coupling と inductive coupling によって、active line の信号の変化が quiet line に伝搬する現象である。これにより、quiet line に伝わった active line の信号の変化はノイズとなり、回路の誤動作や信号の遅延の原因となる。このノイズをクロストークノイズと呼ぶ。クロストークノイズの大きさは、capacitive coupling と inductive coupling の大きさに比例する。capacitive coupling と inductive coupling を小さくする方法としては、

- (1) 平行配線長を制限する。
- (2) 配線間隔を広げる。
- (3) 平行配線間に接地線を挿入する。

などの方法がある。平行配線間に接地線を挿入するとクロストークが  $1/2$  程減少することが知られているが、

この方法はあまり一般的ではない。そこで本稿では、クロストークは平行配線長に比例し、配線間隔に反比例するものとして取り扱い、(1), (2) の方法を用いてクロストークを制限する。クロストーク制約は、ネットの全てのセグメントに対して他のネットのセグメントとのクロストークを平行配線長と配線間隔を用いて求め、それらを全て加えたものが許容値以下となることである。すなわち、ネット  $i$  のクロストーク制約は、2 式を用いて表される。

$$\sum_{s_{ik} \in \text{net } i} Cr(s_{ik}) \leq Cr_i \quad (1)$$

$$Cr(s_{ik}) = \sum_{\substack{s_{jl} \in \text{net } j \\ \text{net } i \neq \text{net } j}} \frac{pl_{ikjl}}{d_{ikjl}} \quad (2)$$

$s_{ij}$  はネット  $i$  の  $j$  番目のセグメント、 $Cr(s_{ij})$  はセグメント  $s_{ij}$  のクロストーク、 $Cr_i$  はネット  $i$  のクロストークの許容値、 $pl_{ikjl}$  はセグメント  $s_{ik}$  とセグメント  $s_{jl}$  の平行配線長、 $d_{ikjl}$  はセグメント  $s_{ik}$  とセグメント  $s_{jl}$  の配線間隔である。

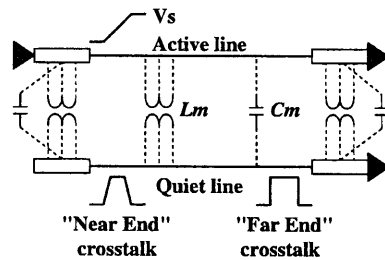


図 3 クロストークノイズ

## 2.3 MCM 配線問題の定式化

本稿で取り扱う MCM 配線問題の定式化を行なう。

- 【入力】
- ピン集合  $p_i \in P$
  - チップ層の各ピン  $p_i$  の座標  $(x_i, y_i)$
  - ネット集合  $n_i \in N$  ( $n_i \subset P$ )
  - 最小配線間隔  $\lambda$
  - 最大許容クロストーク  $Cr_i$
  - ピン  $p_i, p_j$  間の最大許容遅延  $D_{ij}$
- 【目的】 100%配線、配線層数最小化、ビア数最小化
- 【制約】 タイミング制約、クロストーク制約
- 【出力】 配線経路

ここでの目的は、100%配線及び配線層数最小化、ビア数最小化である。制約としては、タイミングとクロストークを考慮する。タイミングは配線長の上限として与える。クロストークは隣接する異なるネットのセグメントの平行配線長に比例し、配線間隔に反比例するものとする。出力は各ネットの配線層、各配線層での配線経路である。

#### 2.4 使用配線層数の見積もり

本稿で提案する配線手法は、ネットの配線層を決定した後で配線を行なうため、あらかじめ使用配線層数を決定する必要がある。基板の一边の長さを  $L$  とした時、最低で  $\frac{\sum_{i=1}^N \text{len}(n_i)}{L^2/\lambda}$  の配線層が必要である。これは、全ての詳細配線グリッドを基板の長さのネットセグメントで配線したことに相当する。ここで、 $N$  はネット数、 $\text{len}(n_i)$  はネット  $n_i$  の配線長の見積もり値 (bounding box の半周長) である。しかし、この値は使用配線層数の下限値であり、実際はこのような配線層数で配線することは不可能である。そこでネットの干渉度により使用配線層数を補正して見積もる。ネット間の干渉度が全くない状態では下限値に近い配線層数で配線可能であるが、干渉度が大きくなるにつれて図4のように使用配線層数が下限値より増加することが予想される。そこで、使用配線層数  $k_l$  を干渉度の関数として考え、3式を用いて見積もる。

$$k_l = \frac{\sum_{i=1}^N \text{len}(n_i)}{L^2/\lambda} * f_l \left( \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N iw(i,j) \right) \quad (3)$$

$iw(i,j)$  はネット  $i, j$  間の干渉度である。具体的な  $f_l()$  の形は実験的に決定する。

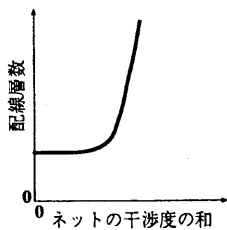


図4 ネットの干渉度と使用配線層数との関係(予測)

#### 2.5 ネット干渉グラフ

提案手法は、ネットの配線層をあらかじめ決定した後ネットの配線を行なう。そのため、同じ配線層に割り当てられたネット間のトポロジやクロストーク制約

等の干渉が小さい程 routability が大きくなり、100%配線できる可能性が高くなり、制約も満たしやすくなる。そこで、提案手法ではネット間の干渉度を表したグラフ、ネット干渉グラフ [2,14] を層割当てに用いる。ネット干渉グラフは、ネットをノードとし、ネット間のトポロジ、クロストークの干渉度を枝の重みとしたグラフである。

#### 2.5.1 bbox, ibox, sbox

層割当てを行なう時点ではネットのトポロジは決定していない。そこで、トポロジやクロストークの干渉度を求める指標としてネット bounding box(bbox), intersection bounding (ibox), super-bounding box(sbox)(図5)を用いる。bbox は、ネットを囲む最小の矩形、ibox は、2つのネットの bbox の重なった矩形、sbox は、2つのネットの bbox を囲む最小の矩形である。

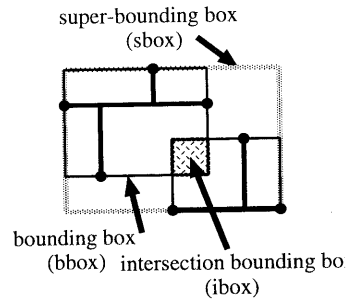


図5 ネットの bbox, ibox, sbox

#### 2.5.2 ネット干渉グラフ

前に説明した bbox, ibox, sbox を用いてネット間のトポロジ、クロストークの干渉度を求める。そして、求めた干渉度をネット間の枝の重みとして与え、ネット干渉グラフ、 $NIG = (V, E)$ ,  $V = N$ ,  $E = \{(i, j) | i, j \in N, i \text{ interfere with } j, j \text{ interfere with } i\}$  を作成する。まず、ネットのトポロジに関する干渉度を考える。ネットを配線する時 bbox が大きい程多くの配線経路を選択でき、干渉を避ける経路が見つけやすい。遅延の最小化のためにはネットを最短経路で配線することが重要であり、そのためには bbox 内部で配線することが望ましい。そのため、2つのネットの bbox が重なると干渉が起こる可能性が高くなる。すなわち、ネット  $i, j$  の ibox が大きくその中に含まれる端子が多い程干渉する確率が大きくなると考えられる。そこで、ネット  $i, j$

間のトポロジに関する干渉度  $I(i, j)$  を4式で与える.

$$I(i, j) = (\rho(i) + \rho(j)) * (1 + \eta(ibox_{i,j})) * f_{nig}(bbox_i, bbox_j, ibox_{i,j}) \quad (4)$$

$f(bbox_i, bbox_j, ibox_{i,j})_{nig}$  としては5式を用いる.

$$f_{nig}(bbox_i, bbox_j, ibox_{i,j}) = \frac{A(ibox_{i,j})}{A(bbox_i) + A(bbox_j)} \quad (5)$$

ここで,  $\rho(i)$  はネット  $i$  の bbox に交わる他のネットの bbox の数,  $\eta(ibox)$  は  $ibox_{i,j}$  の中にネット  $i, j$  の端子がある時は1, どちらか一方のネットの端子がある時は0.5, どちらのネットの端子もない時は0となる変数である.  $A(box)$  は box の面積である.  $\rho(i) + \rho(j)$  が間接干渉度を表し,  $\eta(ibox_{i,j})$  が直接干渉度を表している.

次に, クロストークに関する干渉度を考える. クロストークを1つの式で考慮することは困難であるので, 干渉の起こる可能性の高さに応じて3つに場合分けして考える(図6). この段階でクロストークを厳しく見積もることは, 後の層割当てに影響を与えるので注意が必要である.

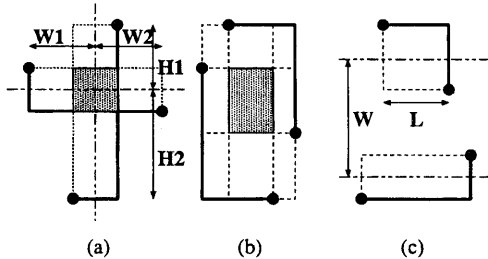


図6 クロストークに関する干渉度

**Case1** bbox が4点で交差する場合(図6(a)).

この場合, bbox 内で配線を行えば必ず ibox 内をセグメントが通ることになり, 並行配線の生じる可能性が大きくなる. そこでやや厳しいクロストークの見積りが必要となるため, 以下のような式を用いる.

$$\chi(i, j) = \frac{H(ibox_{i,j})}{\min\{W1, W2\}} + \frac{W(ibox_{i,j})}{\min\{H1, H2\}} \quad (6)$$

**Case2** bbox が2点または3点で交差する場合(図6(b)).

この場合, **Case1** と比べるとネットの干渉が起こる可能性は低くなる. そこで, 以下のような式を用いる.

$$\chi(i, j) = \frac{H(ibox_{i,j})}{(W(ibox_{i,j}) + W(sbox_{i,j}))/2} \frac{H(ibox_{i,j})}{(W(ibox_{i,j}) + W(sbox_{i,j}))/2} \quad (7)$$

**Case3** bbox が交差しない場合(図6(c)).

この場合, 隣接するセグメントの重なり長さ  $l$  と bbox の中心間の距離を用いる.

$$\chi(i, j) = L/W \quad (8)$$

ここで,  $H(box)$  は box の高さ,  $W(box)$  は box の幅である.

以上より, ネット  $i, j$  間のトポロジとクロストークに関する干渉度は9式で表される. また,  $\alpha$  は, トポロジ(配線層数)とクロストークに対する優先度を調整するパラメータである.

$$iw(i, j) = \alpha * \chi(i, j) + I(i, j) \quad (9)$$

### 3 提案手法

ネットの配線層を決定することを層割当て (Layer Assignment) といい, ネットのトポロジを決定する前にネットの配線層を決定することを Unconstrained Layer Assignment [2, 14] という. 提案手法は, ネット干渉グラフを用いてネットの初期層割当てを決定する. その後, ネットの層割当てを動的に変更しながら配線を行なう. 以下に提案手法の概要を示す.

- フェーズ1 ネット干渉グラフの作成.
- フェーズ2 ネットの初期層割当て.
- フェーズ3 層割当てに基づく配線.
- フェーズ4 層割当ての変更.

以降では, 各フェーズについて説明する.

#### 3.1 フェーズ1 ネット干渉グラフの作成

フェーズ1では, ネットの bbox, ibox, sbox を求め, ネットの初期層割当てを決定するために用いるネット干渉グラフ  $NIG = (V = N, E)$  を作成する.

#### 3.2 フェーズ2 ネットの初期層割当て

フェーズ2では, ネット干渉グラフを  $k_i$  (配線層数) 個の集合に分割する. グラフの分割後, 同じ集合に属するネットは同一の配線層で配線されるため, 集合内のネットは干渉度が小さい方が望ましい. そこで, 各分割集合間にまたがる枝の重みの和が最大となるよう

にグラフを分割する。また、特定の配線層に集中してネットが割り当てられることがないようにする。そのために、各分割集合間のネットの配線長  $w_{len}(N_i)$  (半周近似による見積もり値) のばらつきがある定数以下になるという制約を加える。ネット干渉グラフの  $k_l$  分割問題を以下のように定義する。

【ネット干渉グラフの  $k_l$  分割問題の定式化】

- 【入力】 ネット干渉グラフ, 分割数 (配線層数)  $k_l$
- 【目的】  $NIG$  のカット枝の重みの総和  $\rightarrow \max$
- 【制約】  $\forall i, j |w_{len}(N_i) - w_{len}(N_j)| \leq \beta * |w_{len}(N)|$
- 【出力】 分割集合  $(N_1, N_2, \dots, N_{k_l})$

ここで  $\beta$  は、バランス制約に関するパラメータである。

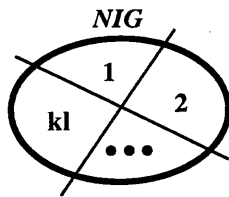


図 7 ネット干渉グラフの分割

ネット干渉グラフを分割したら、次に各分割集合の層割当てを決定する。ネットの層間の接続にはビアを用いるが、これは遅延の原因となる。そのため、タイミングに対する余裕の小さいネット程、チップ層に近い上位の配線層で配線する必要がある。そこで、分割集合  $N_1, N_2, \dots, N_{k_l}$  を集合中のネットの遅延のクリティカル度の最大値と集合の遅延のクリティカル度の平均値の 2 項組、

$$\left( \min_{n_j \in N_i} slack(j), \frac{\sum_{n_j \in N_i} slack(j)}{|N_i|} \right)$$

$$slack(j) = allow(j) - del(j) \quad (1 \leq i \leq k_l) \quad (10)$$

でソートし、上の層から順に割り当てる。ここで、 $allow(i)$  はネット  $n_i$  の最大許容遅延、 $del(i)$  はネット  $n_i$  の遅延の見積もり値 (bounding box の半周近似) である。

3.3 フェーズ 3 層割当てに基づく配線

フェーズ 3 では、各分割集合においてネットに配線順序を付けてその順にネットを配線する。ネット干渉グラフにおいて、ノードから出る枝の重みの和の大きいネット程、他のネットとの干渉が大きいため、優先的に配線する必要がある。さらにタイミングを考える

と bbox 内で最短で配線を行なう方が望ましいが、未配線ネットで bbox の内部を既に配線に使われているものは、bbox 内部での配線が困難となり配線経路の迂回が生じる可能性が大きくなる。そのため、タイミング制約に余裕がなく、bbox 内部の配線混雑度が大きいネット程優先的に配線する必要がある。分割集合  $N_i$  の未配線ネットを以下の基準に従ってソートし、配線順序を決定する。

$$\left( \sum_{\substack{j, k \in N_i \\ (j, k) \in E}} w(e_{jk}) + \mu * slack(j) \right) + \rho * dens(bbox_j) \quad (1 \leq i \leq k_l) \quad (11)$$

ここで、 $w(e_{ij})$  は枝  $e_{ij} = (i, j)$  の重み、 $dens(bbox_i)$  はネット  $i$  の bbox の配線混雑度、 $\mu, \rho$  はパラメータである。次に決定した配線順序に従ってネットを配線する。フェーズ 3 では、多端子ネットは MST を構成し、枝で隣接している節点对を 2 端子ネットとして取り扱うものとする (図 8)。

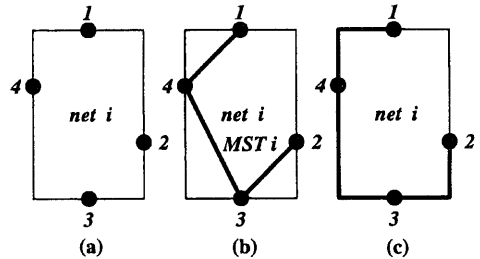


図 8 MST の生成

次に、2 端子ネットについて定数個の配線パターンを生成し [6]、その中から制約を満たすパターンを選択する。配線パターンの作成方法について説明する。図 9 は、ビア数が 2 の配線パターンの生成の例である。2 端子の x 座標と y 座標の小さい方の端子を source ノード、大きい方の端子を target ノードとする。まず、source ノード、target ノードに対して  $x_s, max, x_t, max$  を求める。 $x_s, max$  は、source ノードから x 方向に target ノードに向かってセグメントを伸ばした時、障害物や既配線ネットのセグメントにぶつかることなく伸ばせる最大の位置。 $x_t, max$  についても同様である。 $x_s, max, x_t, max$  を求めた後、 $(s, x_s, max)$  セグメント上の grid point から target ノード方向に向かって垂直方向にセグメントを伸ばし、障害物にぶつかることなく、もう一方のセグメント  $(x_t, max, t)$  に到達したものをパターンとする。 $x_s, max, x_t, max$  についてパターンを生成した後、パター

ン数がある定数  $c$  を超えない場合は、 $y_smax$ ,  $y_tmax$  も同様に定義してパターン生成を行なう。このようなパターン生成をビア数 0 から  $v$  まで、パターン数がある定数  $c$  になるまで行なう。この生成したパターンからクロストーク、タイミング制約を満たし、ビア数が少なく、配線混雑度の増加が小さくなるものを選択してそのネットのパターンとする。このような配線を行なっていくと配線不可能なネットが出てくる場合がある。これは、ネット干渉グラフをカットされる枝の重みの和のみに着目して分割したため、部分的に干渉の強いネット集合が同一集合に割当てられたため起こると考えられる。そこで、配線不可能なネットが出た場合、そのネットを別の分割集合(配線層)に割り当て直す。またこの時、既配線ネットに関する情報を枝の重みに取り込んでグラフを更新する。

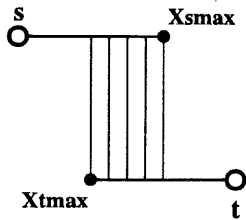


図 9 配線パターンの生成 (ビア数 2 の例)

### 3.4 フェーズ 4 層割当ての変更

フェーズ 4 では、フェーズ 3 で配線できないネットの層割当てをやり直す。このとき既配線ネットに関する情報を取り入れて、ネット干渉グラフの枝の重みを更新する。クロストークに関しては、未配線ネットの予想ボロジ (bbox の中心線を用いる) と既配線ネットのトポロジを用いて計算し直す。また、未配線ネットの bbox 内部の混雑度を既配線ネットから計算してノードに記憶する。bbox 内部の配線混雑度は、配線混雑度計算グリッドで囲まれる矩形の混雑度に bbox の重なり割合を掛けたものの和をとって定義する (図 10)。配線混雑度計算グリッドで囲まれる矩形の混雑度は、その矩形内に含まれる詳細配線グリッドの数を使用グリッド数で割った値である。

このようにして枝の重みを更新した後、配線不可能ネットの層割当てを変更する。新たな割当て層としては、現在割当てられている層以外の層で、ネット  $i$  から出る枝の重みの総和が小さく、bbox <sub>$i$</sub>  内部の配線混雑度が小さいものを選択する。層割当てをやり直した後、新たな層で配線順序を付け直し、配線を行なっていく。しかし、層を変更した場合、チップ層と割当て層間のビ

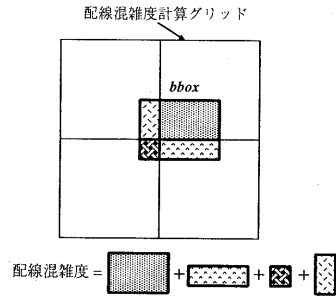


図 10 配線混雑度の計算

アの接続において、図 11(a) のように既配線ネットのセグメントとビアが衝突を起し、配線できない場合が生じる。このような場合は、割当て層に近い層までできるだけビアを通し、その層から新たにビアを通す位置を見つける。新たなビア位置には、現在のビア位置からある範囲内にある未使用の grid point で、目的の配線層までビアを通すことができる点を選択する。現在のビア位置と新たなビア位置をフェーズ 3 の方法で接続し (図 11(b)), 目的の配線層では新たなビア位置を端子の位置とする。

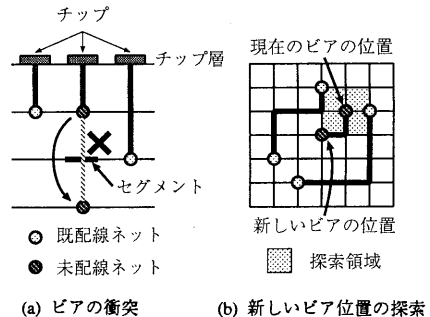


図 11 層割当ての変更

提案手法は、フェーズ 2 からフェーズ 4 を全てのネットが配線されるまで繰り返す。

## 4 あとがき

本稿では、動的な層割当ての変更に基づくタイミングとクロストークを考慮した MCM 配線手法を提案した。現在、提案手法をワークステーション上にプログラムとして実現中であり、今後、提案手法の実験的評価を行なう予定である。

## 参考文献

- [1] K. C. Chang and H. C. Du: "Layer assignment problem for three-layer routing," *IEEE Transactions on Computers*, 37, 5, pp. 625-632 (1988).
- [2] J. D. Cho, S. Raje, M. Sarrafzadeh, M. Sriram and S. M. Kang: "Crosstalk-minimum layer assignment," *Proc. of IEEE Custom Intergrated Circuit Conference*, pp. 29.7.1-29.7.4 (1993).
- [3] J. D. Cho: "An optimal pin redistribution for multichip modules," *Proc. of ACM/IEEE Multi-Chip Module Conference*, pp. 111-116 (1996).
- [4] J. D. Cho, K.-F. Liao, S. Raje and M. Sarrafzadeh: "M<sup>2</sup>R: multilayer routing algorithm for high-performance MCMs," *IEEE Transactions on Circuits and Systems*, 41, 4, pp. 253-265 (1994).
- [5] G. L. Ginsberg and D. P. Schnorr: "Multichip Modules and Related Technologies," chapter 6-8, pp. 111-194, McGraw-Hill, Inc. (1993).
- [6] T. Hammenanttila, J. D. Carothers and D. Li: "Fast coupled noise estimation for crosstalk avoidance in the MCG multichip module autorouter," *IEEE Transactions on Very Large Scale Intergration (VLSI) Systems*, 4, 3, pp. 356-368 (1996).
- [7] A. Hanafusa, Y. Yamashita and M. Yasuda: "Three-dimensional routing for multilayer ceramic printed circuit boards," *Proc. of Design Automation Conference*, pp. 386-389 (1990).
- [8] Y. S. Huo, T. C. Chern and W.-K. Shih: "Fast algorithm for optimal layer assignment," *Proc. of Design Automation Conference*, pp. 554-559 (1988).
- [9] K.-Y. Khoo and J. Cong: "A fast multilayer general area router for MCM designs," *IEEE Transactions on Circuits and Systems*, 39, 11, pp. 841-851 (1992).
- [10] K.-Y. Khoo and J. Cong: "An efficient multilayer MCM router based on four-via routing," *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 14, 10, pp. 1277-1290 (1995).
- [11] T. Miyoshi: "A multi-chip module routing algorithm considering crosstalk with via minimization," Master thesis, Graduate School of Engr. Hiroshima Univ. (1994).
- [12] Y. Sekiyama, Y. Fujihara, T. Hayashi, M. Seki, J. Kusuhara, K. Iijima, M. Takakura and K. Fukatani: "Timing-oriented routers for PCB layout design of high-performance computers," *Proc. of Design Automation Conference*, pp. 332-335 (1991).
- [13] N. Sherwani, Q. Yu and S. Badida: "Introduction to MultiChip Modules," John Wiley & Sons (1995).
- [14] M. Sriram and S. M. Kang: "Physical Design for Multichip Modules," chapter 6, pp. 99-174, Kluwer Academic Publishers (1994).