

論文 / 著書情報  
Article / Book Information

論題(和文)	2層BGAパッケージ配線の概略経路自動生成
Title(English)	A Global Routing Method for 2-Layer Ball Grid Array Packages
著者(和文)	久保ゆき子, 高橋篤司
Authors(English)	Yukiko Kubo, Atsushi Takahashi
出典(和文)	第17回 回路とシステム軽井沢ワークショップ 論文集, Vol. , No. , pp. 535-540
Citation(English)	Proc. the 17th Workshop on Circuits and Systems in Karuizawa, Vol. , No. , pp. 535-540
発行日 / Pub. date	2004, 4
URL	<a href="http://search.ieice.org/">http://search.ieice.org/</a>
権利情報 / Copyright	本著作物の著作権は電子情報通信学会に帰属します。 Copyright (c) 2004 Institute of Electronics, Information and Communication Engineers.

## 2層BGAパッケージ配線の概略経路自動生成

### A Global Routing Method for 2-Layer Ball Grid Array Packages

久保ゆき子<sup>†</sup>高橋篤司<sup>‡</sup><sup>†</sup>北九州市立大学 国際環境工学部 情報メディア工学科<sup>‡</sup>東京工業大学大学院 理工学研究科 集積システム専攻Yukiko KUBO<sup>†</sup>Atsushi TAKAHASHI<sup>‡</sup><sup>†</sup>Department of Information and Media Sciences, The University of Kitakyushu<sup>‡</sup>Department of Communications and Integrated Systems, Tokyo Institute of Technology

#### 1 はじめに

LSIパッケージ設計における配線は従来主流であったDIP(dual in-line package)やQFP(quad flat package)を用いる場合はそれほど困難ではなかった。なぜなら、このようなLSIパッケージではI/O端子数が少なくI/O端子がパッケージ外周に存在するため、導体領域を多く確保しながら放射状に配線パターンをひくことにより容易に配線することができたからである。しかし、LSIチップの大規模化、高集積化に伴いパッケージのI/O端子数が増加し、数百ピンを超えるLSIパッケージも多く設計されるようになってきている。従来のように端子が周辺に配置されるパッケージではパッケージサイズが増加してしまうため、現在ではアレイ状に端子を配置したBGA(ball grid array)タイプのLSIパッケージが多く利用されている。BGAにおけるパッケージ配線はチップの出力端子と接続されるボンディングフィンガー(以降、フィンガーと記述する)とプリント基板の入力端子と接続されるはんだボール(以降、ボールと記述する)を接続することにより実現される。

一方、パッケージ内で配線すべきネット数が増加したため、従来行っていた放射状の配線アプローチでは対応できない場合が生じてきた。また1層で全てのネットを配線すること自体が物理的に不可能となってきた。これらの問題を回避するためにプリント基板同様パッケージにおいても多層配線を行うようになった。しかし、ボールやビアなどの障害物が存在するため配線可能領域が狭いだけでなく、配線幅が広く配線自体も面積を多く取る。また、パッケージ製造時に配線をめっきするために各ネットの配線をパッケージ外周に引き伸ばすことが要求されるなど、配線に対し様々な制約が存在する。このため、全ての要求を満たす配線を生成することは困難であり、人手では非常に時間がかかる。このような背景から、配線

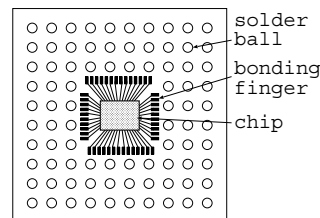


図1: BGAパッケージのイメージ図

制約、デザインルールを満たしながら多くのネットを短期間で配線するパッケージ配線の自動化ツールが必要とされてきている。

パッケージ設計に関して、BGAに対する1層パッケージ配線の手法として[1]やそれを改良させた[2]が提案されている。これらはいずれもボールにネットを割り当てながらボールからパッケージ外周に存在するフィンガーへの配線経路を自動生成する手法である。また、[3]ではPGA(pin grid array)、[4]ではBGAに対する多層パッケージ配線手法が提案されている。これらはまずどのネットをどの層に配線するかを決定し、各層でその層に割り当てられたネットのピン(ボール)とフィンガーを接続する経路を自動生成する手法である。しかし、いずれの手法も同じ層に存在するボールとフィンガーを接続しており、フィンガーとボールが異なる層に存在する場合については言及されていない。フィンガーとボールが異なる層に存在する場合は、ビアを考慮した配線を生成しなくてはならないため、既存のアルゴリズムをそのまま適用することは難しい。

本稿ではフィンガーが存在する配線層とボールが存在する配線層、計2層の配線層を持つパッケージに対し、配線長、配線混雑度を考慮しながら概略経路を自動生成する手法を提案する。本手法はフィンガーがボール配置領

域の内部に配置されており、めっき引き出し線を必要とする BGA パッケージを対象とする。チップ設計、ボード設計は並列に行われることを考慮し、ボールとフィンガーの位置座標、接続すべきボールとフィンガー(ネットリスト)が入力として与えられる。本稿ではビアの概略配置として、ボール配置間隔と同じ間隔を持つ格子にビアを配置する。概略ビア位置が与えられたとき概略配線経路が一意に定まる条件を提示し、その条件の下で配線長、配線混雑度を考慮しながら初期概略ビア配置を繰り返し修正することにより概略配線経路の生成を実現する。

提案アルゴリズムをプログラム実装し簡単なデータに適用したところ、配線長が短く配線混雑度が均等化された概略配線経路が得られた。

## 2 準備

### 2.1 問題の定式化

本稿では配線層として 2 層を使用する。そのうち第 1 層にはフィンガーが、第 2 層にはボールが存在する。各ネットに対し第 1 層のフィンガーからビアを介して第 2 層のボールを接続する経路とめっき引き出し線を配線経路とする。第 2 層に存在するボールはボール間隔に対し大きいためボール間に多くの配線を引くことは困難であると想定し、めっき引き出し線は第 1 層で実現する。よって、本手法では第 1 層にはフィンガーからビアを経由しチップ外周までの経路を配線し、第 2 層にはビアからボールまでの経路を配線する。

BGA においてボールは一定間隔のアレイ上に存在する。ボールの間隔に対しボール、ビアが大きい場合互いに隣接する 4 つのボール間に配置可能なビア数は高々 1 つとする。よってビアを配置することができる概略位置の集合はボール間隔と同じ間隔をもつ格子上の点集合  $N^v$  により表現することができる。図 2 にビア配置可能な概略位置を表す格子(以降ビア配置格子と記述する)を示す。白丸のようにボールが配置されているとき  $N^v$  は図の黒丸となる。全てのネットに対する  $N^v$  上の点へのビアの割り当てを  $V$  と記述する。第 2 層での配線長を短くするため、各ネットのビア配置位置は接続すべきボールに隣接する 4 点とそれらの点に隣接する 8 点の計 12 点のいずれかの位置に限定する。例えば、図 2 の "target ball" に対するビア位置は点線で囲まれた領域内の 12 点のうちいずれかとする。

概略配線経路の生成は [1] や [2] のようにチップ領域を適切に分割して個々に対し適用する。フィンガー位置はチップの大きさとパッケージ内でのチップ配置位置に依存して決定されるが、本稿では図 1 のようにボール配置領域の内部に存在すると想定して経路の生成を行う。よって、本稿で扱う問題の対象となるフィンガー、ボール、ビア配置格子の配置イメージは図 3 のようになる。

フィンガーに割り当てられているネットはその並びの

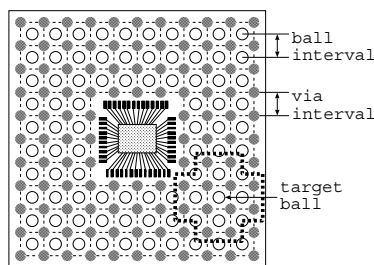


図 2: ビア配置格子

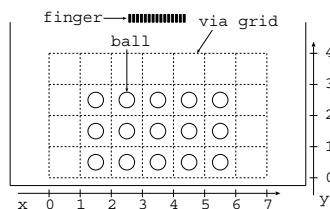


図 3: 経路生成対象となるフィンガー、ボール、ビア配置格子

左から右に向かって  $n_0, n_1, \dots$  とする。ネット  $n_i$  のビアの位置をビア配置格子上の座標  $(x_i^v, y_i^v)$  と記述する。それぞれのネットの配線経路が  $x$  軸に平行な任意の直線に対しその直線と高々 1 回交差するとき、その配線を**順行配線**、また、そうでないとき**逆行配線**とよぶ。順行配線可能なビア割り当ての必要十分条件(以降、順行配線条件と記述する)は、ネット  $n_i, n_j (i < j)$  に対し、 $y_i^v = y_j^v$  ならば  $x_i^v < x_j^v$  が成り立つことである(monotonous routing, [1])。ビア割り当てが順行配線条件を満たしているとき、その割り当てをもとに順行配線からなる概略配線経路を一意に決定することができる。本稿では入力として与えられるボールの並びも順行配線条件を満たすデータを扱う。

以上より、パッケージ配線における概略配線経路生成問題を以下のように定式化する。

#### パッケージ概略配線経路生成問題

**入力:** フィンガー、ボールの位置、ネットリスト(接続すべきフィンガーとボールの対)

**出力:**  $N^v$  上のビア割り当て  $V$

**制約:** ・ビア位置は接続すべきボールに近接する 12 点  
・ビア割り当てが順行配線条件を満たす

**最適化目標:** 配線長最小化、配線混雑度均等化

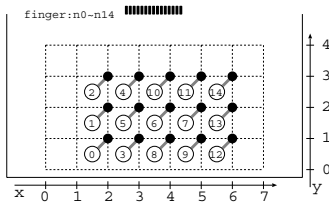


図 4: ボールへのネット割り当て例

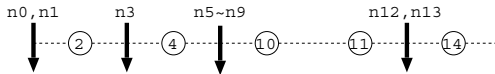


図 5: ピア配置格子の直線  $y = 3$  を通過するネット

## 2.2 配線経路生成

概略配線経路生成問題では概略ピア位置としてピア配置格子上のピア割り当て  $V$  を出力する。ピア位置が順行配線条件を満たすとき、順行配線経路においてピア配置格子の水平格子線を通過するネットの並びとフィンガの並びは等しくなる。例として図 4 のようにボールとピアが割り当てられている場合を考える。

図 5 は図 4 のピア配置格子上の直線  $y = 3$  上に存在するピアの並びである。直線  $y = 3$  上には 5 つのピア  $v_2, v_4, v_{10}, v_{11}, v_{14}$  が割り当てられている。ピアの並びは順行配線条件を満たしているので、図 5 のようにピア配置格子の各水平格子線に対し全てのネットの通過位置を決定できる。よってそれぞれのネットの概略配線経路は各水平格子線上の通過位置を接続することにより生成される。図 4 のピア割り当てに対し通過点をピア間で均等に割りつけ生成した概略配線経路を図 6 に示す。概略配線経路はラバーバンドスケッチ [5] に変換することができるため、そのラバーバンドスケッチがデザインルールを違反しなければ、実装可能な詳細配線経路に変換することができる。よって、概略配線の時点でデザインルールを考慮し、配線混雑度を下げ配線長が短くなるようピアを割り当てて必要がある。

## 2.3 配線経路の評価

ピア割り当てが順行配線条件を満たしているとき順行配線経路が存在することは明らかである。順行配線は経路が逆行しないが、蛇行することに関する制約がないため蛇行により配線長がのびてしまう可能性がある。また、あるピア間に配線が集中するとデザインルール上配線できなくなる可能性がある。よって順行配線条件を満たし、かつ配線経路は短く配線混雑度は均等化されるように配線経路を生成する必要がある。

ある配線経路が蛇行するとき、隣接する水平格子線間の経路は垂直格子線を通過する。図 7 は図 6 の  $n_2$  と  $n_8$  の経路を抜き出したものである。 $n_8$  の配線経路は蛇行しており、配線長が増加している。この経路は直線  $y = 3$  と

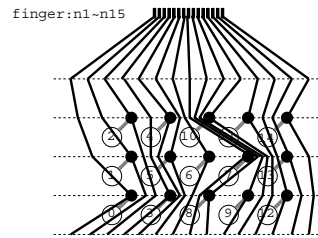


図 6: 概略配線経路

直線  $y = 2$  の間で直線  $x = 4$  と直線  $x = 5$  を、直線  $y = 2$  と直線  $y = 1$  の間で直線  $x = 5$  を通過している。一方  $n_2$  の配線経路はほとんど蛇行しておらず、出力経路は垂直格子線を一度も通過しない(図 7 では直線  $y = 1$  と直線  $y = 0$  の間の経路が直線  $x = 2$  を通過しているが実際は直線  $y = 1$  における通過点から  $y = 0$  に垂直に配線経路をひくことができるので垂直格子線を通過しない)。以上の事実から垂直格子線を通過するネットの本数が増加すると配線経路が蛇行し配線長が増加することは明らかである。本稿ではピア配置格子上のピア割り当て  $V$  が与えられたときの配線長を評価する関数として、ピア配置格子の座標  $(x, y)$  の上部を通過するネット数  $cut_u^V(x, y)$ 、下部を通過するネット数  $cut_d^V(x, y)$  を以下の式により定義する。

- $(x, y)$  にピア  $v_i$  が存在する場合

$$cut_u^V(x, y) = \begin{cases} |i - u| - 1 & \text{(垂直格子線上でピア } v_i \text{ の上にピア } v_u \text{ が隣接)} \\ 0 & \text{(垂直格子線上でピア } v_i \text{ の上にピアがない)} \end{cases}$$

$$cut_d^V(x, y) = \begin{cases} |i - d| - 1 & \text{(垂直格子線上でピア } v_i \text{ の下にピア } v_d \text{ が隣接)} \\ 0 & \text{(垂直格子線上でピア } v_i \text{ の下にピアがない)} \end{cases}$$

- $(x, y)$  にピア  $v_i$  が存在しない場合

$$cut_u^V(x, y) = cut_d^V(x, y) = 0$$

また、ピア割り当て  $V$  が与えられたときの配線混雑度を 2 つのピア間の配線間隔の逆数と定義する。図 5 の場合  $v_2$  の右を  $n_0, n_1$  が通過し  $n_2$  の右側領域の長さが 2 であるので、ネットを領域に対し均等に割り付けるように配線すると配線間隔は  $2/3$  となるので  $n_2$  の左側の配線混雑度は 1.5 となる。同様に  $n_2$  と  $n_4, n_4$  と  $n_{10}, n_{10}$  と  $n_{11}, n_{11}$  と  $n_{14}, n_{14}$  と右端の間の配線混雑度はそれぞれ 2, 6, 1, 3, 1 となる。ピア配置格子の水平格子線を通過

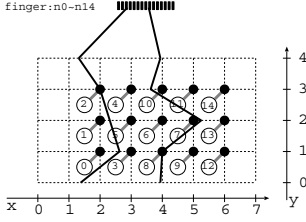


図 7: ネット  $n_2$ ,  $n_8$  の経路

するネットの数は常にネット数となるが、配線混雑度が局所的に大きくなっているとデザインルール上配線できない場合が存在する。よって各水平格子線上で配線混雑度が均等化されている必要がある。本稿ではビア配置格子の座標  $(x, y)$  の左側の配線混雑度  $density_l^V(x, y)$ 、右側の配線混雑度  $density_r^V(x, y)$  を以下の式を用いて計算する。

- $(x, y)$  にビア  $v_i$  が存在する場合

$$density_l^V(x, y) =$$

$$\begin{cases} \frac{i-l}{x_i^v - x_l^v} \\ \text{(水平格子線上でビア } v_i \text{ の左にビア } v_l \text{ が隣接)} \\ \frac{i+1}{x_i^v} \\ \text{(水平格子線上でビア } v_i \text{ の左にビアがない)} \end{cases}$$

$$density_r^V(x, y) =$$

$$\begin{cases} \frac{r-i}{x_r^v - x_i^v} \\ \text{(水平格子線上でビア } v_i \text{ の右にビア } v_r \text{ が隣接)} \\ \frac{\#net-i}{x_{max} - x_i^v} \\ \text{(水平格子線上でビア } v_i \text{ の右にビアがない)} \end{cases}$$

- $(x, y)$  にビア  $v_i$  が存在しない場合

$$density_l^V(x, y) = density_r^V(x, y) = 0$$

ただし、 $\#nets$  をネット数、 $x_{max}$  をビア配置格子の  $x$  の最大値とする。さらにビア配置格子の座標  $(x, y)$  における配線混雑度の偏りの指標として、左右の配線混雑度の差  $F^V(x, y)$  を以下の式で定義する。

$$F^V(x, y) = |density_l^V(x, y) - density_r^V(x, y)|$$

以上の2つの評価をもとに、配線経路全体の配線コストはビア配置格子上の点集合  $N^v$  に対して以下のように定義する。

$$cost(V) = \sum_{\forall(x,y) \in N^v} (\alpha F^V(x, y) + \beta cut_u^V(x, y))$$

$\alpha$ ,  $\beta$  は任意の係数とする。配線コストは小さいほど配線長が短く、配線混雑度が均等化されている。

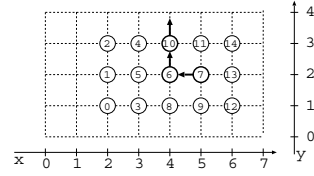


図 8: ビアの逐次移動

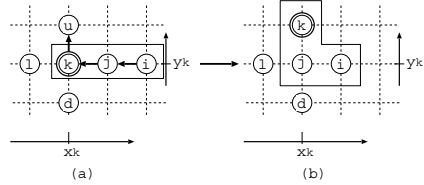


図 9: ビアの移動によるコストの変化

### 3 ビア割り当てアルゴリズム

#### 3.1 ビア割り当て修正

前節の配線コスト評価関数を考慮し、局所的な配線コスト評価関数として、ビア配置格子の座標  $(x, y)$  におけるコストを以下の式により定義する。

$$cost^V(x, y) = \alpha F^V(x, y) + \beta cut_u^V(x, y) \quad (1)$$

本稿で提案するビア割り当てアルゴリズムは初期ビア配置を与え、配線長、配線混雑度に関するコストが減少するようにビアを逐次移動させる。ビアの逐次移動の始点として、その座標の下を通過するネット数も考慮し、 $cost^V(x, y) + \beta cut_u^V(x, y)$  が最も大きいビアを選択する。ビアの逐次移動はビアのない点まで繰り返される。この一連の操作を1回のビア割り当て修正とする。

ビア割り当て修正においてはコストの減少量が最も大きくなるようにビアの移動系列を選択する必要がある。本手法ではビア移動前後でのコストの変化量(移動後のコスト - 移動前のコスト)を枝重みとしたコストグラフを作成し、そのコストグラフ上で最短パスを求めることによってコストの減少が最も大きい系列を求める。コストが減少するようなビアの逐次移動系列がなくなるまでこの逐次移動操作を繰り返す。

#### 3.2 ビア移動による配線コストの変化

図9を用いてビアが移動したときの配線コストの変化量について考察する。ビア配置格子座標に対するコストは(1)式により求められる。この式を用いてビアのコストを計算するには、計算対象となるビアとそのビアの上下左右に存在するビアの情報が必要となる。

例えば、図9(a)の隣接する3つのビア  $v_i$ ,  $v_j$ ,  $v_k$  がそれぞれ矢印の方向へ逐次移動し、図9(b)のようなビア配置が得られたとする。このとき図9(a)で  $v_k$  が存在していた格子点の座標  $(x_k, y_k)$  におけるコスト変化量を調べる。

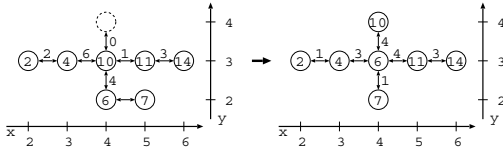


図 10: ビア配置格子座標 (4,3) におけるコストの変化

まず、移動前のコスト計算には  $v_k, v_u, v_l, v_d, v_j$ 、移動後のコスト計算には  $v_j, v_k, v_l, v_d, v_i$  のビア情報が必要である。よって移動前後でのコストの変化量を計算するには与えられた座標の上下左右にあるビア、及び移動する3つのビアの系列  $v_i, v_j, v_k$  の情報が分かれば十分である。これらの情報は局所的なビアの逐次移動情報である。ただし、コストの計算に使用したビアがビアの逐次移動により別のビアに置き換わってしまうとコスト変化量が正しく計算できないので、ビアの逐次移動方向は  $x, y$  方向それぞれにつき1方向のみとする。

図 10 に図 8 に示す逐次移動の移動前後でのビア配置を示す。このビア逐次移動におけるコスト変化量の計算対象となるビア格子座標は (4,3) であり、 $density_l(4,3), density_r(4,3), cut_u^V(4,3)$  が変化している<sup>1</sup>。このとき、ビア配置座標 (4,3) に関するコストだけでなく  $F^V(3,3)$  と  $F^V(5,3)$  も変化する。よって、ビア配置格子座標 (4,3) におけるコスト変化量  $\Delta cost^V(4,3)$  は  $F^V(3,3)$  と  $F^V(5,3)$  の変化量も考慮し、以下の式で計算される。

$$\begin{aligned} \Delta cost^V(4,3) &= \Delta cut_u^V(4,3) + \Delta F^V(4,3) + \\ &\quad \Delta F^V(3,3) + \Delta F^V(5,3) \\ &= -1 \end{aligned}$$

コスト変化量の計算対象となる座標以外でコストが変化するビアの座標は逐次移動する3つのビアの相対位置によって異なる。全ての場合について図 10 の例と同様にコストが変化するビアを特定しその変化量が求められるが、本稿では省略する。

### 3.3 コストグラフの構築

本手法ではビアの移動とその移動による配線コストの変化量を反映したグラフ(コストグラフ)を作成し、そのグラフを用いて配線コストが減少するビアの系列を探索する。ビア移動による配線コストの変化量は移動する3つのビア系列と移動するビアの上下左右に存在するビアの情報を用いて計算できることを考慮し、本手法で用いるコストグラフの点は隣接する3つのビア格子座標の系列、ソース  $S$  とし、枝はこれらの点を接続する有向枝とする。

<sup>1</sup> $cut_u^V(4,3)$  も変化するが、この変化量は  $v_6$  の座標 (4,2) におけるコスト変化量の計算に使われるため、(4,3) のコスト変化量として考慮しない

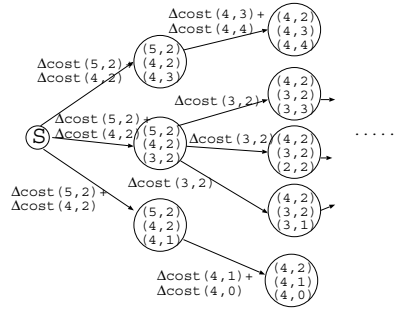


図 11: コストグラフ

ビア配置格子の座標  $(x_i, y_i)$  に存在するビアが  $(x_k, y_k)$  に移動可能な条件をまとめると以下の通りとなる。

- ビアの移動先が接続すべきボールに近接する12点のいずれかである
- ビアの移動後も順行配線条件を満たす
- ビアの移動後もビアの移動方向が  $x, y$  方向それぞれについて1方向である

これらの条件を考慮し、コストグラフを以下の手順で生成する。まず始点となるビアを決定しその座標を  $(x_i, y_i)$  とする。次にそのビアの移動方向を決定する。本手法ではそのビアの右と左の配線混雑度のうち小さい方を移動方向とする。 $(x_i, y_i)$  と隣接し移動方向にある座標を  $(x_j, y_j)$  とする。 $(x_j, y_j)$  上のビアが  $(x_k, y_k)$  へ移動可能であるとき、コストグラフの点  $\{(x_i, y_i), (x_j, y_j), (x_k, y_k)\}$  を作成し、 $S$  からその点へ有向枝を張る。以降、生成されたコストグラフの点  $\{(x_i, y_i), (x_j, y_j), (x_k, y_k)\}$  に対し、 $(x_k, y_k)$  上のビアが  $(x_c, y_c)$  に移動可能であるとき、 $\{(x_j, y_j), (x_k, y_k), (x_c, y_c)\}$  をコストグラフの点として作成し、これらの点の間に有向枝を張る。点と枝の生成操作はその点に格納されている3つめのビア座標にビアが存在しなくなるまで繰り返す。枝  $e = (v_s, v_e)$  の枝重み  $w(e)$  は以下の式で定義される。

$$\begin{cases} \Delta cost(x_i^v, y_i^v) + \Delta cost(x_j^v, y_j^v) & (v_s = S) \\ \Delta cost(x_k^v, y_k^v) + \Delta cost(x_c^v, y_c^v) & \\ & ((x_c^v, y_c^v) \text{ にビアがない}) \\ \Delta cost(x_k^v, y_k^v) & (\text{それ以外}) \end{cases}$$

ただし  $v_s \neq S$  のとき  $v_s = \{(x_i^v, y_i^v), (x_j^v, y_j^v), (x_k^v, y_k^v)\}$ 、 $v_e \neq T$  のとき  $v_e = \{(x_j^v, y_j^v), (x_k^v, y_k^v), (x_c^v, y_c^v)\}$  とする。以上の手順で得られたコストグラフの一部を図 11 に示す。ここで得られたコストグラフの最短パスに基づいてビアを移動させるとき、その最短パス長がビア移動前後の配線コスト変化量となる。

### 3.4 ビア割り当てアルゴリズム

作成したコストグラフの枝重みとして隣接する3つのビアの系列が移動したときのコスト変化量を採用してい

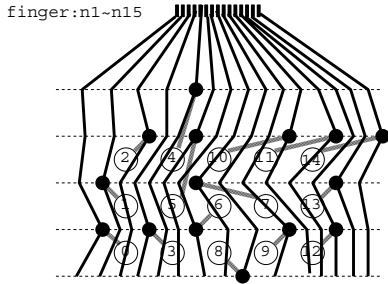


図 12: ビア配置最適化後の配線経路

る。よって、このグラフ上で最短パスを探索することによりコストの減少量が最も大きくなるようなビアの逐次移動系列を決定することができる。本手法はまず図 4 のように全てのネットに初期ビア割り当てを与える。続いて、コストグラフを作成し、最短パスを求め、その結果をもとにビアを逐次移動させる。コストが減少するビアの逐次移動系列がなくなるまでこれらの操作を繰り返す。具体的なビア割り当てアルゴリズムを以下に記述する。

#### ビア割り当てアルゴリズム

- Step 1:** 全てのネットに対しボール位置の右上に存在するビア配置格子座標にビアを配置する
- Step 2:** コストの大きい順にビアをソート
- Step 3:**  $i = 1$
- Step 4:**  $i$  番目のビアを選択
- Step 5:** 選択されたビアを逐次移動の始点としコストグラフを作成
- Step 6:** コストグラフ上で最短パスを探索
- Step 7:** 最短パス長が 0 未満なら最短パスにしたがってビアを逐次移動, Step 2へ
- Step 8:**  $i = i + 1$
- Step 9:**  $i < \#net$  なら Step 4へ

## 4 実験

本手法をプログラム実装し、サンプルデータに適用した。評価関数における係数は  $\alpha = \beta = 1$  として計算した。表 1 に実験結果を示す。表の  $cut$ ,  $dens$ ,  $\#moves$  はそれぞれ  $\sum_{(x,y) \in N_v} cut_u^V(x,y)$ ,  $\sum_{(x,y) \in N_v} \Delta F(x,y)$ , ビア割り当て修正回数を指す。実験結果から分かるように、提案アルゴリズムにより隣接ビア間を通過するネット数を減少させ、配線混雑度を均等化させる概略ビア割り当てを出力していることが分かる。図 6 のデータ (表 1 のデータ "1") に対し本手法を用いてビア割り当てを行った結果を図 12 に示す。

表 1: 実験結果

	#nets	初期配置		出力配置		#moves	time (s)
		cut	dens	cut	dens		
1	15	9	38.0	2	14.9	8	0.06
2	25	12	36.4	4	26.3	14	0.09
3	79	39	96.6	20	53.3	31	0.47

## 5 おわりに

本稿では BGA を用いた 2 層パッケージ配線の概略経路自動生成手法を提案した。本手法はボール位置を基にビア配置格子を作成し、順行配線条件を満たすよう格子上にビアを割り当てることにより、概略経路自動生成を実現する。初期ビア配置をまず決定し、配線経路の配線長が小さく配線混雑度が均等化するようなビアの逐次移動を繰り返し、配線長、配線経路が改善しなくなったところでビア割り当てを出力する。本手法を簡単な実験データに適用したところ、初期ビア配置に比べ、概略配線経路の配線長、配線混雑度が小さくなった。

本稿ではビア、ボールとも順行配線条件を満たしていることを制約としていた。ボールが順行配線条件を満たさない場合、順行配線条件を満たすビアの初期配置を生成すること自体が困難である。提案アルゴリズムでは第 2 層の配線長を短くし配線を容易に実現できるようにするためビアを配置可能な位置を制限していたが、ボールが順行配線条件を満たさない場合はビア配置位置を制限することにより初期配置が得られないことが起こりうる。また、初期配置が生成できたとしても第 2 層の配線が複雑になることが予測される。しかし本稿では第 2 層の配線に対する配線可能性については議論していない。以上より、本手法をボールが順行配線条件を満たしていない場合に拡張し、さらに第 2 層の配線経路に対してもデザインルールを考慮して生成できるようにすることが今後の課題である。

## 参考文献

- [1] M.-F. Yu and W. W.-M. Dai, "Single-layer fanout routing and routability analysis for ball grid arrays," *In Proc. of Intl. Conf. Computer-Aided Design*, pp.581-586, 1996.
- [2] 柴田修一, 鶴飼薫, 戸川望, 佐藤政生, 大附辰夫, "スケッチレイアウトシステムにおける BGA パッケージ配線手法," *回路実装学会誌*, Vol. 12, No. 4, pp.241-246, 1997.
- [3] C.-C. Tsai, C.-M. Wang, and S.-J. Chen, "NEWS: A Net-Even-Wiring System for the Routing on a Multi-layer PGA Package," *IEEE Trans. Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, Vol.17, No. 2, pp.182-189, 1998.
- [4] S.-S. Chen, J.-J. Chen, Chia-Chun Tsai, and S.-J. Chen, "An Even Wiring Approach to the Ball Grid Array Package Routing," *In Proc. of Intl. Conf. Computer Design*, pp.303-306, 1999.
- [5] W. W.-M. Dai, R. Kong, J. Jue, and M. Sato, "Rubber band routing and dynamic data representation," *In Proc. of Intl. Conf. Computer Design*, pp.52-55, 1990.