

# CAFE router: 障害物を含む領域における連結度を考慮した複線配線手法

小平 行秀<sup>†</sup> 高橋 篤司<sup>†</sup>

<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  
〒 152-8550 東京都目黒区大岡山 2-12-1-S3-58  
E-mail: †{kohira,atsushi}@lab.ss.titech.ac.jp

**あらまし** 近年の回路動作の高速化に伴い、複数の信号線のそれぞれに対して要求される遅延量を高い精度で実現することが必要となっている。プリント基板の配線設計では、要求された遅延値に満たない信号は配線を迂回させて配線遅延量を増大させることで遅延値を調整するのが一般的である。本稿では一層配線を想定し、障害物領域を含む領域に目標の配線長がそれぞれ指定された複数の接続要求が与えられたとき、全ての信号線が交差なく、目標の配線長との誤差をできるだけ小さい配線経路を得る問題に対して、未配線領域での接続要求の連結度を考慮することで配線実現性を保障しつつ、配線を一点ずつ逐次的に延長する手法 CAFE router を提案する。計算機実験では、提案した CAFE router は高速に比較的目標の配線長との誤差が小さい配線が得られた。

**キーワード** プリント基板, 指定長配線, 平面配線

## CAFE router: A Fast Connectivity Aware Multi-net Routing Algorithm for Routing Grid with Obstacles

Yukihide KOHIRA<sup>†</sup> and Atsushi TAKAHASHI<sup>†</sup>

<sup>†</sup> Department of Communications and Integrated Systems, Tokyo Institute of Technology  
2-12-1-S3-58 Ookayama, Meguro-ku, Tokyo, 152-8550 Japan  
E-mail: †{kohira,atsushi}@lab.ss.titech.ac.jp

**Abstract** Due to the increase of operation frequency in recent LSI systems, signal propagation delays are required to achieve specifications with very high accuracy. In order to meet the specifications, the route of a net often needs to be detoured in order to increase the routing delay of the net. In this paper, we propose CAFE router which is a fast algorithm to obtain routes of nets. CAFE router determines the route of a net iteratively holding the connectivity of all nets in the routing area so that the difference between wire length and target wire length of each net become small. Experiments show that CAFE router obtains the routes of nets in short computation time and the difference between wire length obtained by CAFE router and target wire length of each net is small.

**Key words** printed circuit board, length matching routing, plane routing

### 1. はじめに

集積回路において、要求される遅延量と実現される遅延量のずれにより致命的な誤動作を招いてしまう可能性がある。近年のクロック周波数の飛躍的な増加やプロセスの更なる微細化によって配線遅延の影響は大きくなりつつあり、配線遅延量を高い精度で実現することが必要とされている。配線長を増やすことで配線遅延量は増大させることができるので、全ての信号線の遅延量を調整するためには、遅延量が小さい信号線に対して遅延量が大きくなるように配線長を増大させればよい。

本稿では、チップなどの回路素子が配置された 1 層プリント基板 (PCB) を想定し、障害物領域を含む領域に 2 端点と目標の配線長がそれぞれ指定された複数のネットが与えられたとき、

全ての配線が交差なく、目標の配線長との誤差ができるだけ小さい配線経路を求める問題を考察する。この 1 層複線指定長配線問題は、部分問題として 1 層単線最長配線問題を含む。1 層単線最長配線問題は NP 困難である [1] ことが知られているので、1 層複線指定長配線問題も NP 困難である。

PCB 上には、IC チップ、抵抗、コンデンサなどの回路素子が配置され、配線は配線要求を満たすように回路素子のピン間を接続する。配線領域は、IC チップなどの回路素子が配置され入出力ピンが密に配置されている領域 (回路素子領域) とそれ以外の領域に分けられる。一般に、入出力ピンの間隔は狭く、ピン間を通過できる配線本数が限られている。したがって、回路素子領域内では、配線の接続を実現するために、入出力ピンからその領域の外周まで配線を引き出すことが優先され、配線

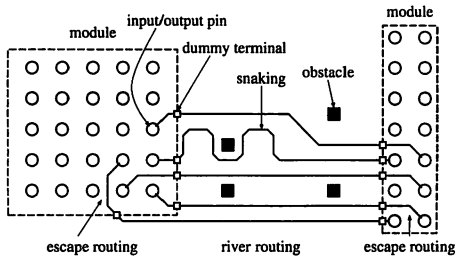


図 1 1層複線指定長配線問題に対するエスケープ配線とリバー配線への問題分割例。

長については考慮できないことが多い。一方、回路素子領域ではない領域では、配線資源が比較的豊富なため、配線を蛇行させて所望の遅延値を得る配線を実現できる。このことから、1層複線指定長配線問題は、回路素子の外周に仮想端子を配置することで、下記の2つの部分配線問題に分割されることが多い(図1)。

- 配線領域内部にある端点と配線領域外周上にある端点を接続する配線問題
- 配線領域外周上にある2端点間を接続する配線問題

配線領域内部にある端点と配線領域外周上にある端点を接続する配線はエスケープ配線と呼ばれる。一般的に、エスケープ配線では配線長について考慮されず、多くの配線手法が、ピン間を通過できる配線本数に関するデザインルールを満たし、回路素子の入出力ピンから回路素子外周上に指定された仮想端子まで接続する配線を生成することに主眼が置かれている[2]~[5]。

他方、配線領域外周上にある2端点間を接続する1層配線は、リバー配線と呼ばれる。リバー配線に関する多くの研究では、総遅延量に対して配線遅延量が占める割合が小さいことを前提としているため、接続可能条件や総配線長が最小となる配線の生成に主眼が置かれており[6]~[8]、著者が知る限り、目標配線長との誤差が小さいリバー配線を得る手法は、[9]、[10]が提案されるまであまり研究されてこなかった。

[9]では、複数層の配線領域に対する複線指定長配線問題をラグランジュ緩和法を用いて解いているが、配線領域を1層に限定すると、配線が交差する場合があるため、必ずしも許容解が得られない。[10]では、長方形の配線領域の対辺上にそれぞれ1つずつ端子が与えられている場合の目標配線長との誤差が小さいリバー配線を求める発見的手法が提案されたが、配線領域に障害物を含むことを考慮していない。

本稿では、障害物を含む配線領域と、配線領域外周上に各ネットの2端点が与えられたとき、目標配線長との誤差ができるだけ小さいリバー配線を求める発見的手法 CAFE (Connectivity Aware Furthest Extension) router を提案する。CAFE router は未配線領域でのネットの連結度を考慮することで配線実現性を保証しつつ、配線を1点ずつ逐次的に延長することで高速にリバー配線を得る。また、配線を延長する際に接続する端点との最短距離で実現される配線長を見積もり、その見積りが指定長に対して配線長が短くなる場合、単線の配線長をより長くするために[1]で提案された最遠配線を用いて配線を迂回させることで、指定長との誤差が小さい配線を得る。

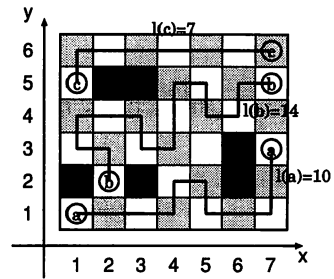


図 2 1層複線指定長配線問題の問題例と配線例。

## 2. 準備

本稿では、障害物を含む配線領域において、1層直交配線を生成する問題について考える。

矩形領域を配線間隔で格子状に区切った小領域をグリッドと呼ぶ。左右方向を  $x$  軸、上下方向を  $y$  軸、矩形領域の左下隅のグリッドを座標  $(1, 1)$ 、単位長さを配線間隔に対応させることで、グリッドを座標で表現する。グリッドを点、2つのグリッドの隣接関係を辺で表現すると、矩形領域はグリッドグラフで表現できる。

矩形領域内のいくつかのグリッドは障害物として与えられ、障害物は配線が通過できない。矩形領域から障害物領域を除去した領域を配線領域と呼ぶ。矩形領域のグリッドグラフは2部グラフであるため、障害物を取り除いた配線領域も2部グラフとなる。そこで、配線領域の各グリッドを  $(x$  座標  $+ y$  座標) が偶数であるグリッドを白色、 $(x$  座標  $+ y$  座標) が奇数であるグリッドを灰色に2分割する。

1層複線配線問題で実現される配線は、自ネットとも他のネットとも交わらない経路である。これは、各経路が1つのグリッドを2度通過することなく、任意の2ネットがグリッドを共有しない経路である。各ネットの配線経路が通過したグリッドグラフの辺数をそのネットの配線長とする。本稿で扱う1層複線指定長配線問題は、各ネットに対して、配線領域内に2端点と目標の配線長が与えられており、配線長が目標の配線長に近い配線経路を求める問題である。ネットの集合  $N$ 、ネット  $n \in N$  に対して、ネット  $n$  の目標配線長を  $l_{tar}(n)$ 、ネット  $n$  の配線長を  $l(n)$  と表記する。

問題を下記のように定義する。

### 障害物を含む領域における複線指定長配線問題

入力： 配線領域 (矩形領域から障害物を除いた領域)、

各ネットに対する2端点、各ネットに対する目標配線長

出力： 全てのネットの2端点を接続し、交差がない配線経路

目的関数： 配線長と目標配線長の誤差の最小化

図2に複線指定長配線問題の問題例および配線例を示す。ネット  $a$  の端点は  $(1, 1)$ 、 $(7, 3)$  に、ネット  $b$  の端点は  $(2, 2)$ 、 $(7, 5)$  に、ネット  $c$  の端点は  $(1, 5)$ 、 $(7, 6)$  に与えられ、全てのネットの目標配線長は全て11とする。図2に示されている配線例では、各ネットの配線長は、 $l(a) = 10$ 、 $l(b) = 14$ 、 $l(c) = 7$  である。

ここで、配線長と目標配線長の誤差について議論する。配線

領域は2部グラフであるので、配線経路は配線領域内の白グリッドと灰グリッドを交互通過する。また、2端点が与えられた時、2端点を結ぶ配線長は、その2端点の色の組み合わせにより、実現できる偶奇が定まる。例えば、図2に示されているネットaは、指定された2端点の色が同じであり、ネットaの配線長は必ず偶数になるので、どのような配線を定めたとしても目標配線長  $l_{tar}(a) = 11$  を実現できない。図2に示されるネットaの配線長  $l(a) = 10$  は、目標配線長に最も近い偶数である。そこで、ネットaの配線誤差を0と評価する。このように、グリッドグラフ上に定めた経路の配線長と目標の配線長の偶奇の違いにより生じる経路の配線長と目標配線長の差を誤差として評価しないために、経路の配線長と目標配線長の偶奇が異なる場合は経路の配線長と目標配線長の差よりも絶対値が1小さい値を誤差とする。ネットの集合  $N$ 、ネット  $n \in N$  に対して、ネット  $n$  の配線誤差  $l_{err}(n)$ 、誤差平均  $L_{err}^{ave}(N)$ 、最悪誤差  $L_{err}^{worst}$  を下記のように定義する。

$$\text{ネット } n \text{ の配線誤差 } l_{err}(n) = \begin{cases} 2 \cdot \lfloor \frac{l(n) - l_{tar}(n)}{2} \rfloor & (l(n) - l_{tar}(n) \geq 0) \\ 2 \cdot \lceil \frac{l(n) - l_{tar}(n)}{2} \rceil & (l(n) - l_{tar}(n) < 0) \end{cases}$$

$$\text{誤差平均 } L_{err}^{ave}(N) = \frac{\sum_{n \in N} |l_{err}(n)|}{|N|}$$

$$l_{err}^P(N) = \max_{n \in N} l_{err}(n)$$

$$l_{err}^M(N) = \max_{n \in N} (-l_{err}(n))$$

$$\text{最悪誤差 } L_{err}^{worst}(N) = \begin{cases} l_{err}^P(N) & (l_{err}^P(N) \geq l_{err}^M(N)) \\ -l_{err}^M(N) & (l_{err}^P(N) < l_{err}^M(N)) \end{cases}$$

図2に示す配線の各ネットの配線誤差は、 $l_{err}(a) = 0$ 、 $l_{err}(b) = 2$ 、 $l_{err}(c) = -4$  であり、誤差平均は2、最悪誤差は-4である。

### 3. CAFE router

#### 3.1 連結度による配線実現性の判定

本稿では、障害物を含む配線領域と、配線領域外周上に各ネットの2端点が与えられたとき、目標配線長との誤差をできるだけ小さいリバー配線を求める発見的手法 CAFE router を提案する。CAFE router は逐次的にネットを選択し、そのネットの配線を1点ずつ延長する。1つのネットの配線の延長により、全てのネットの接続を実現することができなくなる場合がある。もし、あるネットの接続を実現できる可能性がなくなった後も配線経路の探索を続けると、最悪の場合、配線経路の一部を削除し、再探索することを繰り返すことにより配線を得るための時間計算量がグリッド数に対して指数時間オーダーになる。そこで CAFE router では、1つのネットの配線を1点延長する際に配線実現性を調べ、配線実現性を保った方向へ配線を延長することで、配線経路を削除と再探索をすることなく、高速に複雑配線を得る。

全てのネットを接続する交差がない複雑配線は、グリッドグラフ上の各ネットの2端点を接続する点非共有の複数の経路

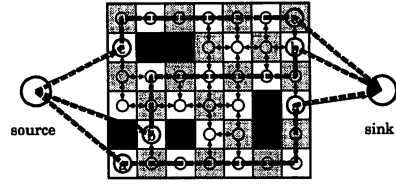


図3 図2に示されるグリッドグラフに対応するフローグラフと最大フロー。

であり、ネットの数と経路の数は等しい。つまり、配線実現性を調べるためには、各ネットの2端点を接続する点非共有の複数の経路が存在するか調べれば良い。そこで、グリッドグラフに対応したフローグラフを定義し、定義したフローグラフ上の最大フローが、対応するグリッドグラフ上で、各ネットの2端点を接続する点非共有の経路となる端点の配置条件を与える。CAFE router で扱う問題は、この端点配置条件を満たす複雑指定長配線問題のみに限定する。

まず、CAFE router で扱う複雑配線問題の端点配置条件を与える。

#### 端点配置条件

全ての端点が配線領域の外周上にあり、配線領域外周上のある2点に対して、一方の点から他方の点までの外周に沿って両方向に端点を探索したとき、それぞれの方向の探索によって得られる端点系列に各ネットの端点を1つずつ含み、2つの端点系列が一致する。

ここで、一方の端点系列に含まれる端点をソース端点と呼び、他方の端点系列に含まれる端点をシンク端点と呼ぶ。

例として、図2の端点の配置に対して、点(4,1)から点(4,7)までの外周に沿うように2つの方向を探索する。このとき、 $x$ 座標が4より小さい領域での探索では、ネットaの(1,1)、ネットbの(2,2)、ネットcの(1,5)という順に外周に沿う点が探索され、 $x$ 座標が4より大きい領域での探索では、ネットaの(7,3)、ネットbの(7,5)、ネットcの(7,6)という順に外周に沿う点が探索されるので、それぞれの端点系列が各ネットの端点を1つずつ含み、2つの端点系列が一致する。したがって、図2に示される問題例の端点配置は、端点配置条件を満たす。

次に、グリッドグラフに対応する、点に容量を与えたフローグラフを定義する。フローグラフの点集合は、グリッドグラフの障害物ではないグリッドの集合に対応させる。フローグラフの各点の容量は1とする。フローグラフの辺集合は、グリッドグラフの2つのグリッド間の隣接関係に対応させる。グリッドグラフの2点間が隣接する場合、フローグラフの対応する2点間を双方向にフローを流すことができる辺で接続する。また、ソース点、シンク点と呼ばれる2点をフローグラフの点集合に追加し、フローグラフの辺集合にソース点から各ソース端点への有向辺を、各シンク端点からシンク点への有向辺を追加する。例として、図2に示されるグリッドグラフに対応するフローグラフを図3に示す。

ソース点とシンク点以外の点の容量を1にすることで、点に2つのフローが入ることがないので、フローが交差しない。フローグラフ上のソース点からシンク点を繋ぐ1つのフローから、ソース点とソース端点、シンク端点とシンク点を繋ぐ辺を除く

と、対応するグリッドグラフ上では2端点を接続する1本の経路になる。したがって、フローグラフ上のソース点からシンク点までの最大フローを求めることで、交差がなく、ソース端点集合からシンク端点集合を繋ぐ最大本数の点非共有の経路が得られる。

最大フローがネット数より少ない時、どんな経路を定めたとしても点非共有の経路の数がネット数より少なくなるので、全てのネットを配線することはできない。一方、最大フローがネット数と等しいとき、端点配置条件とフローグラフ上のフローが交差しないという性質より、各フローは1つのネットの2端点を結ぶ経路となるので、全てのネットを配線できる。つまり、フローグラフの最大フローとネット数が等しくなれば、配線実現性が保証できる。

CAFÉ router で扱う複線配線問題の端点配置条件は、配線領域の外周上に各ネットの2端点が与えられたときの配線幅、配線資源の大きさ、配線混雑の制限などを考慮しないリバー配線が存在する端点配置条件 [7] より、さらに厳しい条件である。リバー配線が存在する端点配置条件 [7] を満たす端点配置が与えられたとき、配線領域を複数の領域に分割し、部分問題に分けることで CAFÉ router により配線を得られるが、領域の分割法に関して本稿では議論せず、今後の課題とする。

### 3.2 CAFÉ router

本節では、端点配置条件を満たす複線指定長配線問題に対して、ネットの配線を1点ずつ延長する CAFÉ router を提案する。ここで、各ネットの2端点が与えられたときに、端点配置条件を満たすかを確認することも、全ての端点をソース端点集合、シンク端点集合に分割することも、外周に沿った探索を1回すれば良い。また、与えられた問題の配線実現性も、対応するフローグラフの最大フローを求めることで確認できる。したがって、CAFÉ router では、端点配置条件を満たしたソース端点集合、シンク端点集合が与えられ、かつ、配線実現性が保証されている問題のみが与えられるとする。

CAFÉ router は、各ネットの配線の先端をソース端点からシンク端点まで隣接点に移動させることで、配線の先端の移動経路を各ネットの配線と定める。交差がない配線を得るために、既配線集合を空集合し、全てのネットの配線の先端がシンク端点に至るまで、配線を延長するネットを選ぶ操作と、選ばれたネットの配線の先端の隣接点で、かつ、配線領域から既配線領域を除いた未配線領域に含まれる点に配線の先端を移動し、移動前の点を既配線領域に加える操作を逐次的に繰り返す。配線を延長するネットは、目標配線長と既配線長の差、つまり残り配線長が最大のネットを選択する。選ばれたネットが移動する隣接点は、まず、配線実現性を満たす隣接点を候補点とし、その候補点を選んだ際の実現される配線長をシンク端点との最短距離を用いて見積り、その見積りが目標配線長に近い候補点を選択する。

配線実現性を満たす候補点を選定するため、配線の先端を移動した後のフローグラフを用いて、配線実現性を調べる。前節で定義したフローグラフから、既配線領域を除去し、ソース点と各ネットの配線の先端を有向辺で接続する。このフローグラフの最大フローとネット数が等しければ、配線実現性を保証できる。例として、図2に示されている配線問題に対して、ネットbの配線の先端をソース端点(2,2)から(2,1)に移動した場合について考える(図4)。このとき、未配線領域でのフローグラフは、図5となり、最大フローが2であるので、配線実現性

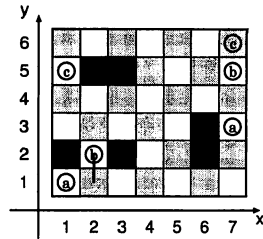


図4 ネットbの配線を(2,2)から(2,1)に延ばしたグリッドグラフ。

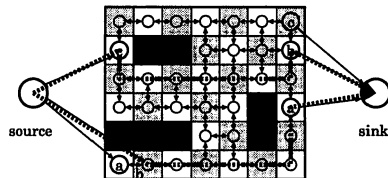


図5 図4の未配線領域に対応するフローグラフと最大フロー。

が保たれない。ネットbの配線実現性を満たす候補点は(2,3)のみであるので、ソース端点(2,2)から(2,3)に配線の先端を移動し、長さ1の配線を延ばす。

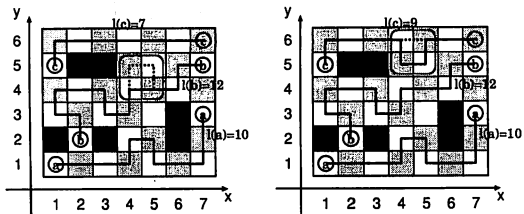
CAFÉ router では、単線の最大配線手法として [1] で提案された最遠配線手法を指定長配線問題に応用し、配線実現性を満たす候補点の中から、配線の先端を移動する隣接点を選ぶ指標として、そのネットの目標配線長から既配線長を引いた残り配線長と、そのネットのシンク端点から隣接点までの最短距離を用いる。シンク端点から隣接点までの最短距離より残り配線長が小さい場合、最短経路で配線を接続したとしても、目標配線長より長い配線となる。目標配線長よりさらに長くないように、シンク端点からの最短距離が最小の候補点を配線の先端を移動する隣接点として選ぶ。一方、シンク端点から隣接点までの最短距離より残り配線長が大きい場合、最短経路で配線を接続したら、目標配線長より短い配線となるので、迂回が必要となる。そこで、配線を迂回させるため、シンク端点からの最短距離が最大の候補点を配線の先端を移動する隣接点として選ぶ。

### 3.3 配線修正

CAFÉ router は、配線実現性を保ちながら、配線長と目標配線長との誤差が小さくなるように配線経路を逐次的に決定する手法である。しかし、複線指定長配線問題がNP困難であるので、CAFÉ router は最適解を求められない発見的な手法であり、配線長と目標配線長の誤差が大きい場合がある。そこで、CAFÉ router で得られた配線経路を配線長と目標配線長との誤差を小さくするように修正する。

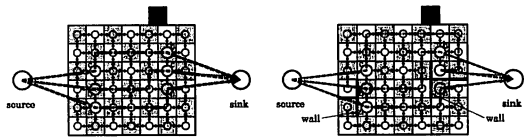
[11] で提案された配線経路を修正する手法 Flip の一部で、グリッドグラフ上の配線を短くする、もしくは長くすることに特化した手法 R-Flip を用いる。R-Flip は、グリッドグラフの4点からなる1つの閉路内の閉路内の3辺からなる経路と1辺からなる経路に着目する。ネットの配線長を短くしたい場合、3辺からなる経路を配線経路から除去し、1辺からなる経路を配線経路に加える(図6(a))。逆に、ネットの配線長を長くしたい場合、1辺からなる経路を配線経路から除去し、3辺からなる経路を配線経路に加える(図6(b))。

R-Flip は、1つのネットに対して、配線長をちょうど2ずつ



(a) ネット b に対して R-Flip. (b) ネット c に対して R-Flip

図 6 図 2 に示されている配線に対する R-Flip.



(a) 壁指定前. 2 端点を接続する配線が得られるとは限らない. (b) 壁指定後. 必ず 2 端点を接続する配線が得られる.

図 7 端点が配線領域内部にある問題.

増減させる配線拡張である。既に得られている配線経路から、着目するネットの配線誤差の絶対値を小さくするように配線を修正し、他のネットを変更することはないので、収束性を保証することが容易である。本稿では、配線誤差の絶対値が 2 以上のネットに対して、ソース端点から配線に沿って 4 点からなるサイクルを探索し、配線誤差の絶対値が小さくなる R-Flip を行う操作を、全てのネットが誤差が改善しなくなるまで繰り返す。

### 3.4 端点が配線領域内部にある配線問題への応用

CAFE router は、端点配置条件を満たし、配線実現性が保証された問題に適用されたとき、各ネットの 2 端点間を接続し交差がない配線が得られる。もし、端点が配線領域内部にあり、端点配置条件を満たさない問題に CAFE router を適用すると、フローグラフ上の最大フローから得られる配線が、それぞれのネットの 2 端点間を接続する保証がなくなり、各ネットの 2 端点間を接続する配線が得られるとは限らない(図 7(a))。

ここで、グリッドグラフの辺集合から、削除する辺の集合を壁と呼ぶ。ある壁を設定したとき、配線領域外周と壁に沿って両方向に端点を探索したとき、それぞれの方向の探索によって得られる端点系列が一致する 2 点が配線領域外周上に存在するとき、端点配置条件と同様、フローグラフ上の最大フローから得られる配線が、必ずそれぞれのネットの 2 端点間を接続する(図 7(b))。

全てのネットの 2 端点間を接続する保証を与えるような壁を指定できれば、CAFE router を用いて、エスケープ配線問題とリバー配線問題を同時に解くことができるが、壁の生成法に関して本稿では議論せず、今後の課題とする。

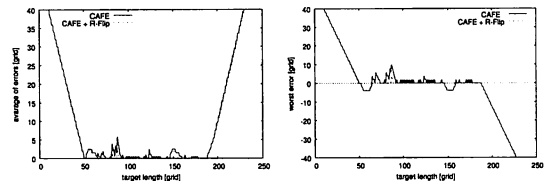
## 4. 計算機実験

提案した CAFE router と R-Flip の有効性を確かめるため、3 つの例題に対して、誤差平均と最悪誤差を調べる計算機実験を行った。CAFE router と R-Flip は、2.93GHz Intel Core 2 CPU, 2GB RAM の PC に gcc4.1.2 の C++ で実装した。

data1 は配線領域の外周に全ての端点が配置されている例題で、data2, data3 配線領域内部に全ての端点が配置されている例題に対し、事前に全てのネットを接続できるエスケープ配線を求め、その配線に参考として壁を指定した。各例題のデータを

表 1 例題のデータ.

	領域	グリッド数	ネット数
data1	28x28	771	4
data2	13x53	655	9
data3	61x130	4489	13



(a) 誤差平均 (b) 最悪誤差

図 8 data1 の目標配線長と誤差の関係.

表 1 に示す。

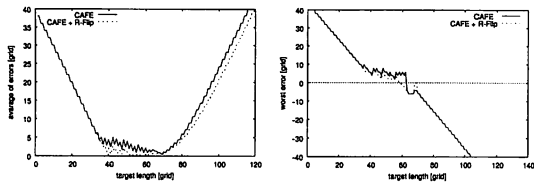
data1, data2, data3 に対して、全てのネットに同じ目標配線長を、十分小さい値から十分大きい値まで 1 つずつ変更したときの目標配線長と誤差平均、目標配線長と最悪誤差の関係を、図 8, 9, 10 にそれぞれ示す。目標配線長を十分小さい値に設定した場合は、得られる配線の配線長は目標配線長より大きくなるため、誤差平均、最悪誤差ともに大きい正の値になる。目標配線長を十分大きい値に設定した場合は、得られる配線の配線長は目標配線長より小さくなる。誤差平均は、誤差の絶対値の総和をネット数で割っているため大きい正の値になり、最悪誤差は配線長と目標配線長との差なので、小さい負の値になる。多くの目標配線長で誤差平均、最悪誤差ともに 0 に近づけば、その手法が有効であることを表す。CAFE は、CAFE router で得られた配線結果を、CAFE + R-Flip は、CAFE router で得られた配線を R-Flip より修正した配線結果である。

配線領域外周上に全ての端点が配置されている data1 は、CAFE router で得られた配線でも誤差が小さい。一方、エスケープ配線部分を含む data2, data3 では、CAFE router で得られた配線では誤差が大きい。これは、エスケープ部分では、配線が最短配線で接続されることが少なく、配線の先端が移動する隣接点を選択するときに用いた配線長の見積りが正確でないことが原因であると考えられる。

それぞれに例題に対して、異なる目標配線長を指定したとき、CAFE router で得られた配線を R-Flip より修正した配線、誤差平均、最悪誤差、計算時間を図 11, 12, 13 に示す。図中の丸印がついているグリッドが端点であり、図中上部の端点をソース端点、下部の端点をシンク端点に設定した。なお、全ての例題のどの目標配線長でも、R-Flip による配線修正の計算時間は 0.01 秒未満であった。data1 で目標配線長を 70 に指定した場合、配線が並走しているため、配線を延ばすことができず、負の誤差が生じている。data2, data3 については、最悪誤差の絶対値よりに対して、誤差平均は小さいため、大きな誤差を持つネットの数は多くないことが分かる。

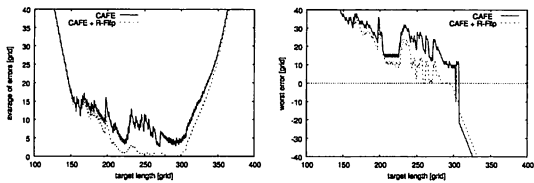
## 5. まとめと今後の課題

本稿では、障害物を含む配線領域と、配線領域の外周上に各ネットの 2 端点が与えられたとき、目標配線長との誤差ができるだけ小さい配線を求める CAFE router を提案した。CAFE router は、壁を指定することで、リバー配線だけではなく、エスケープ配線も同時に得ることができる。計算機実験により、



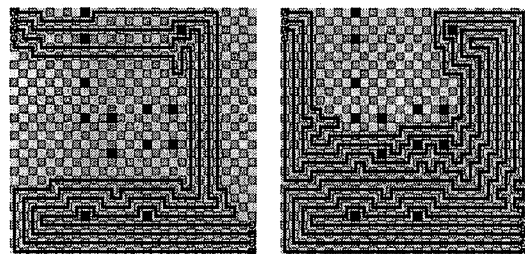
(a) 誤差平均 (b) 最悪誤差

図 9 data2 の目標配線長と誤差の関係。



(a) 誤差平均 (b) 最悪誤差

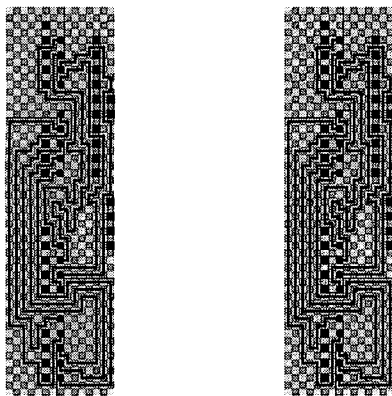
図 10 data3 の目標配線長と誤差の関係。



(a) 目標配線長 100  
誤差平均 0  
最悪誤差 0  
計算時間 0.35[s]

(b) 目標配線長 150  
誤差平均 2.5  
最悪誤差 -4  
計算時間 0.42[s]

図 11 CAFE+R-Flip による data1 の配線結果。



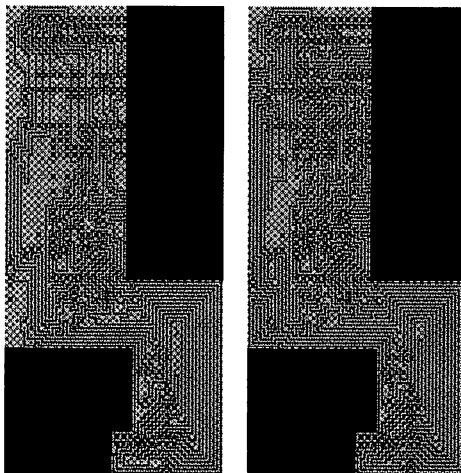
(a) 目標配線長 50  
誤差平均 2.67  
最悪誤差 8  
計算時間 0.42[s]

(b) 目標配線長 70  
誤差平均 1.56  
最悪誤差 -8  
計算時間 0.50[s]

図 12 CAFE+R-Flip による data2 の配線結果。

CAFE router により高速で比較的誤差が小さい配線が得られ、さらに R-Flip により配線の修正を行うと、さらに誤差が小さい配線が得られることを示した。

今後の課題は、配線長と目標配線長の誤差がより小さい配線



(a) 目標配線長 250  
誤差平均 0.77  
最悪誤差 10  
計算時間 25.63[s]

(b) 目標配線長 300  
誤差平均 0.46  
最悪誤差 -4  
計算時間 26.85[s]

図 13 CAFE+R-Flip による data3 の配線結果。

手法の検討することである。また、リバー配線可能な端点配置が与えられたときの配線領域の分割法、配線領域内部に端点が配置された場合の壁の自動生成法を提案し、より多くの配線問題に CAFE router が適用できるようにすることである。

## 謝 辞

本研究を進めるにあたり貴重なご意見を頂いた Fujitsu Laboratories of America, Inc. の澁谷利行氏に深謝致します。

## 文 献

- [1] 小平行秀, 末廣保, 高橋篤司, “障害物を含む領域における連結度を考慮した配線長見積りを用いた最長配線手法,” 第 21 回回路とシステム軽井沢ワークショップ, pp.569-574, 2008.
- [2] 梶谷洋司, “ポテンシャルラウタ,” 信学技報, VLD2006-129, pp.61-66, 2007.
- [3] 稲木雅人, 高島泰裕, 梶谷洋司, “ピン集合間の引き出し順を考慮した配線手法,” 信学技報, VLD2006-130, pp.67-72, 2007.
- [4] T. Yan and M.D.F. Wong, “Untangling Twisted Nets for Bus Routing,” ICCAD, pp.396-400, 2007.
- [5] L. Luo and M.D.F. Wong, “Ordered Escape Routing Based on Boolean Satisfiability,” ASP-DAC, pp.244-249, 2008.
- [6] R.Y. Pinter, “On Routing Two-Point Nets Across a Channel,” DAC, pp.894-902, 1982.
- [7] C.P. Hsu, “Channel River Routing Algorithm,” DAC, pp.578-583, 1983.
- [8] T. Lengauer, Combinatorial Algorithms for Integrated Circuit Layout, Wiley, 1990.
- [9] M.M. Ozdal and M.D.F. Wong, “A Length-Matching Routing Algorithm for High-Performance Printed Circuit Boards,” IEEE Trans. on CAD of Integrated Circuits and Systems, vol.25, no.12, pp.2784-2794, 2006.
- [10] M.M. Ozdal and M.D.F. Wong, “Algorithmic Study of Single-Layer Bus Routing for High-Speed Boards,” IEEE Trans. on CAD of Integrated Circuits and Systems, vol.25, no.3, pp.490-503, 2006.
- [11] 久保ゆき子, 高島康裕, 中武繁寿, 梶谷洋司, “Flip による自己変換するスタイナ木とその VLSI 最適配線への応用,” 情報処理学会論文誌, vol.41, no.4, pp.881-888, 2000.