格子変換による多ネット等長配線アルゴリズム

久保ゆき子[†]　宮下　弘[†]　梶谷　洋司[†]　立石　和之[††]

† 北九州市立大学国際環境工学部　〒808-0135 北九州市若松区ひびきの 1-1
†† 日本ケイデンス・デザイン・システムズ社　〒222-0033 横浜市港北区新横浜 3-17-6
E-mail: †{kubo,miyashita,kajitani}@env.kitakyu-u.ac.jp, ††tateishi@cadence.com

あらまし　高速な同期で信号を伝送する VLSI 配線システムでは複数の出力信号を同じタイミングで指定した端子へ伝送する等遅延配線が要求される．遅延は複雑な環境で決まるが，配線長が大略等しい（等長配線）条件が充たされなければ等遅延配線実現は容易ではない．本稿では複数ネットに対するソース・シンク間等長配線アルゴリズムを提案する．はじめに、1ソース1シンクネットを指定した長さで配線するアルゴリズムを提案する．次にソース、シンクそれぞれが対面する平行直線上にある場合（チャネル等長配線問題）を解決する．これは、配線長が最大となるソースシンク間を結ぶ直線が平行線となす角度を θ とするとき、平行線に $\pm\theta$ をなす斜め対称格子上でネット毎に一定の方向に配線することにより自動的に実現される．また，この格子上ではネットごとに動的計画法を用いて総長最小経路を探索可能である．さらにアルゴリズムはソース、シンクがすべて矩形辺上に分散している場合（ボックス等長配線問題）に拡張される．また，これら手法はまずユークリッド平面で考察されるがその結果を等長性を保って直交配線経路へ変換であることを示す．これを実装し、ランダムデータへの適用例でその高速性を示す．

キーワード　等長配線，斜め対称格子グラフ，チャネル等長配線，ボックス等長配線，動的計画法，直交経路変換

Equi-Distance Routing for Plural Nets on Slant Grid

Yukiko KUBO[†], Hiroshi MIYASHITA[†], Yoji KAJITANI[†], and Kazuyuki TATEISHI[††]

† Faculty of Environmental Engineering, The University of Kitakyushu
1-1 Hibikino, Wakamatsu-ku, Kitakyushu, Fukuoka 808-0135, Japan
†† Cadence Design Systems, Japan
3-17-6 Shin-Yokohama, Kohoku-ku, Yokohama, Kanagawa 222-0033, Japan
E-mail: †{kubo,miyashita,kajitani}@env.kitakyu-u.ac.jp, ††tateishi@cadence.com

Abstract　In VLSI system, some set of signals are often required to be propagated within a torelable skew of delays. Though the delay of a signal on a wire is determined by a complex electrical environment, it is hard to attain this requirement unless all the nets are routed within a certain skew of distances from the source to sink, which is called the *equi-distance routing* of plural nets. In this paper, equi-distance routing algorithms to solve several cases are presented. First, a basic technique is proposed to route a 1-source 1-sink net by a specified length. Then for plural nets whose sources and sinks are respectively on parallel opposite lines, i.e. channel-routing, our solution achieves the equi-distance routing on a slant grid by dynamic programming to obtain a minimum route for each net. Furthermore the approach is enhanced to the case that terminals are on perimeter of a rectangle (box-routing). These routes are achieved first on the Euclidean space by line segments. A transformation to the orthogonal grid routing keeping equi-distance is solved. The proposed algorithms are implemented and applied to the random data to demonstrate its speed.

Key words　Equi-distance routing, Slant grid, Channel equi-distance routing, Box equi-distance routing, Dynamic programming, Rectilinear route,

1. はじめに

高速な同期で信号を伝送する VLSI 配線システムでは多数の入力信号を同じタイミングで指定した端子へ伝送する等遅延配線が要求される．遅延は複雑な環境で決まるが，配線長が大略等しい（等長配線）条件が充たされなければ等遅延配線実現は容易ではない．例えばプリント基板におけるバス配線においては複数の信号配線が同じタイミングで入力されることが要求されている．バス配線はビット数の 2 端子ネットの集合であり，2 端子ネットの場合遅延はほぼ配線長に比例する．バス配線は全てのネットが並列し同じ経路を通過する場合が多いが配線経路の形状によって配線長に差が生じビットによって信号の到達するタイミングにずれが生じる場合がある．回路の動作周波数が高いほどこのタイミングのずれによる回路動作の影響は顕著となる．また，半導体にかわるデバイスとして注目されている超伝導 LSI の設計においても高速なクロック周波数が実現可能である一方タイミングのずれが回路動作への影響を及ぼしやすいため，デバイスによるタイミングの調整に頼るだけではなくレイアウト設計時にタイミングを考慮した配線手法を確立しておくことが望まれる．

タイミングドリブン配線経路生成手法は [1]〜[3] など多く提案されている．これらの手法は最大遅延が最小となることを目的としたものであり，最大遅延の下限については考慮されていない．最大遅延の下限を制限する手法が提案されてこなかった理由の 1 つとして，下限を割る遅延をもつパスに対してはバッファにより遅延を挿入したり、部分的に配線長を延ばすことにより容易に下限を満たすように修正をすることができたことが考えられる．しかし，高速な回路の実現には厳しいタイミング制約を強いられるためこのようなアプローチによる遅延の修正には限界がある．クロック配線においてはソース・シンク間の遅延が全て等しくなるようなゼロスキュー配線手法が [4], [5] などで提案されている．しかし，これらは 1 つのネットに対する等長配線であり複数ネットに対して適用することを考慮していない．1 つのソースを作成しそこからオリジナルのネットのソースを結ぶことにより 1 つの木を作成しゼロスキュー配線のアプローチを適用することにより等長配線を行うことも可能であるが，ソース・シンク間の長さが必要以上に伸びてしまう．

本稿ではいずれのアプローチとも異なる複数ネットに対するソース・シンク間等長配線アルゴリズムを提案する．

一般に配線問題として扱われる配線形状にはユークリッド配線と直交配線が存在する．ユークリッド配線は任意角度の線分の連鎖であり，直交配線は任意の位置にある水平垂直線分の連鎖である．等長配線はユークリッド配線で考えるのが最もわかり易いため本稿ではユークリッド配線を用いたアルゴリズムを提案する．相互に配線で接続されるべき端子点の集合をネットと呼ぶ。信号はソースと呼ばれる端子からシンクと呼ばれる端子に伝播するという考えから、ネットは通常 1 ソースである。よってネットはシンクの数 k に対し k シンクネットとよぶ。全てのソース・シンク間の長さが l であればその配線を l-等長配線と呼ぶ。

はじめに基本アルゴリズムとして、1 シンクネットのユークリッド配線を与えられた長さで実現する配線技法を確立しておく．次にチャネル配線が決められた一定の長さで実現できる方法を示す。これはソース・シンク間のユークリッド距離が最長となるソース・シンクを結ぶ直線の角度を基準として斜め対称格子を導入し，とその格子の上で経路を生成することにより実現される．このときのソース・シンク間の距離は l-等長配線可能な l の値の最小値となる．

また各 n シンクネットの総長最小配線を動的計画法によって計算量 $O(n^3)$ で生成する手法を提案する．さらに基本アルゴリズムを拡張し，ボックス問題も斜め対称格子上で l-等長配線を実現する方法を示す。ここで l は必ずしもソース・シンク間の最小距離では実現できないが，斜め対称格子の基準となる角度を $\pm\theta$ または $\pi/4+\theta$ に限定した場合に最小となる l を示す．

斜め対称格子上で生成されたユークリッド配線はほとんどのプロセスがサポートしている直交配線化、あるいは他の設計と相性がいい格子配線に変換する必要がある．本手法により生成された配線経路は直交配線経路へ変換しても等長配線が保持されることを示す．

最後に本稿で提案した各アルゴリズムを実装し，ランダムに生成したチャネル問題に適用し、配線長及び計算時間を測定した．比較対照は存在しないが高速に等長配線の自動生成が可能であることが観測された。

2. 1 シンクネット指定長配線

本節では最も基本的な等長配線のアルゴリズムとして 1 シンクネット (s,t) を与えられた長さ l で接続する配線経路を出力するアルゴリズムを以下に示す．以下このアルゴリズムを指定長配線アルゴリズムと記す．図 1 に 1 シンクネットに対する指定長配線アルゴリズムのイメージ図を示す．以降，2 点 t_1，t_2 を端点にもつ線分を $\overline{t_1t_2}$，パスを点の集合 $\{t_1,t_2,\dots,t_k\}$ と記す．

1 シンクネット指定長配線アルゴリズム

Step 1: $|\overline{st}|=l$ なら経路 $r=(s,t)$ を出力し，終了
Step 2: s を端点とし長さが l である線分 $\overline{st'}$ を生成する
Step 3: 線分 $\overline{tt'}$ の垂直 2 等分線と線分 $\overline{st'}$ との交点を m とする
Step 4: 経路 $r=\{s,m,t\}$ を出力

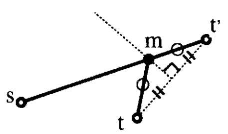

図 1　1 シンクネット指定長配線アルゴリズム

以上のアルゴリズムに関し，以下の定理が成り立つ．

定理 1. 平面上に端子が存在する *1* シンクネット *(s,t)* に対し $|\overline{st}|\le l$ ならば，指定長配線アルゴリズムにより得られた経路は常に長さ l の配線経路を出力する．

証明. $|\overline{st}|=l$ の場合は Step 1 で $|\overline{st}|$ をそのまま経路として出力することから明らかである．

$|\overline{st}| < l$ の場合の定理を証明するにあたって以下の補題とその証明を示す．

補題 1. *Step2* において $\overline{tt'}$ の垂直 *2* 等分線は必ず $\overline{st'}$ と交差する．

証明. 三角形 s,t,t' を考える．ここで，$\overline{tt'}$ の垂直 2 等分線が $\overline{st'}$ と交差しないと仮定する．三角形のある 1 辺の垂直 2 等分線はその他の 2 辺上の一ヶ所と必ず交差することから，$\overline{tt'}$ の垂直 2 等分線は (1) 線分 $\overline{st}$ と交差するか，(2)s を通過する．(1) の場合垂直 2 等分線で 2 分される平面のうち s と t' は同じ領域に存在し，t はもう一方の領域に存在する．この垂直 2 等分線は t と t' からの距離が等しい点の集合であるため，t' と同じ領域に存在する任意の点 t^* に関して $|\overline{t't^*}| < |\overline{tt^*}|$ が成り立つ．従って，$|\overline{t's}| = l < |\overline{st}|$ となる．しかし，これは $|\overline{st}| < l$ に矛盾する．また，(2) の場合は s が垂直 2 等分線に存在するため $|\overline{t's}| = l = |\overline{st}|$ となる．よって (2) の場合は Step 1 で結果を出力し，Step2 は実行されない．よって，Step 2 の垂直 2 等分線は必ず $\overline{st'}$ と交差する． □

補題 2. $|\overline{sm}| + |\overline{mt}| = l$

証明.
$$\begin{aligned}|\overline{sm}| + |\overline{mt}| &= |\overline{sm}| + |\overline{mt'}| \\ &= |\overline{st'}| = l\end{aligned}$$
□

補題 1 より Step2 で常に交点 m が求められ，補題 2 より Step2 で求められた m に対し出力配線経路の長さは l となる．よって，アルゴリズムは長さ l の配線経路を出力する． □

3. チャネル等長配線

前節では平面上に端子が存在するときの 1 シンクネットに対する指定長配線アルゴリズムを提案した．多シンクネットに対しては配線長を考慮しなければ，1 シンクネットに対する指定長配線アルゴリズムを全てのソース・シンク対に適用することにより l-等長配線が実現可能である．特に端子が平行な 2 直線上に存在する場合，端子が存在する 2 直線と与えられる長さ l の値を基に生成される斜め対称格子グラフ上で配線を生成すると自動的に l-等長配線が実現される．本節では平行な 2 直線が存在し，その一方の直線上にソース，もう一方にシンク集合が存在する場合に限定し，斜め対称格子グラフ上での多シンクネット総長最小 l-等長配線アルゴリズムを提案する．端子が 2 直線上に存在することから、以降本節で扱う問題をチャネル等長配線問題と記す．

3.1 斜め対称格子グラフ

1 シンクネットに対するチャネル l-等長配線を考える．このとき 2 節で提案した指定長配線アルゴリズムが適用できる．まず，Step1 で長さ l の線分をひくとき線分の両端点がそれぞれ 2 直線上となるようにする．以降 Step2，Step3 により経路を生成すると，全ての配線経路は 2 直線となす角が $\theta = \pm sin^{-1}\frac{l}{h}$ である線分から構成される．また，得られた経路の一部に対し，以下の経路変更を行っても配線経路の長さは変わらず，かつ 2 直線となす角度は θ である．

〔経路変更〕 連続する配線経路の線分 $s_1 = \{e_1, e_2\}$，$s_2 = \{e_2, e_3\}$ 上にそれぞれ 2 点 m_1，m_2 を生成する．このとき，m_1，m_2 の中点に関して e_2 と点対称な点を m' とすると，パス $\{e_1, e_2, e_3\}$ は $\{e_1, m_1, m', m_2, e_3\}$ で置き換えることができる 図 2 に経路変更の手順を図で示す．

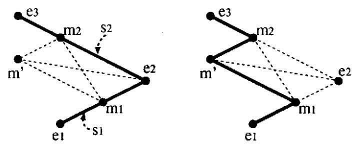

図 2 経 路 変 更

定理 2. 経路変更前後で配線長は変化せず，かつ経路と *2* 直線のなす角は θ である．

証明. 経路変更において $\overline{m_1m_2}$ の中点に関して m と点対称な点を m' としているので，$\overline{m_1m_2}$ の中点と m，m' の中点は一致するので $\{m_1, m, m_2, m'\}$ は平行四辺形である．よって，$|\overline{m_1m}| = |\overline{m'm_2}|$ かつ $|\overline{m_2m}| = |\overline{m'm_1}|$ が成り立ち，パス $\{m_1, m, m_2\}$ の長さ $|\overline{m_1m}| + |\overline{m_2m}|$ とパス $\{m_1, m', m_2\}$ の長さ $|\overline{m_1m'}| + |\overline{m_2m'}|$ は一致するので経路変更で配線長は変化しない．また，$\overline{m_1m}$，$|\overline{mm_2}|$ はそれぞれ $|\overline{m_2m}$，$\overline{m_1m'}|$ と平行であるため，経路変更後も経路と 2 直線のなす角は θ である． □

以上の事実から，s，t を接続する経路はそれを構成する線分と 2 直線のなす角が θ であれば常に長さ l となる．よって，チャネル等長配線の場合 $y = 0$，$y = h$ となす角が θ となる直線で構成される斜め対称格子を配線グラフとし，この上で配線経路を生成することにより自動的に l-等長配線が実現できる．ただし，得られた配線経路上でソース・シンク間の距離が l となるためには，ソースからシンクまで配線経路をたどるときそれぞれの方向の斜め格子上を 1 方向にのみ通過するように配線する必要がある．チャネル等長配線において斜め格子軸上を 1 方向にのみ通過するような配線を単調配線とよぶ．図 3 に斜め対称格子と格子上の配線経路示す．

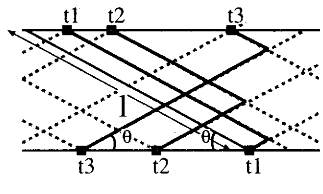

図 3 斜め対称格子と配線経路

定理 3. それぞれの *2* 直線上に存在する *2* 点を接続するパスが斜め対称格子グラフ上の単調配線により得られたとき，パス長は長さ l となる．

証明. パスが線分の集合 $\{s_1, s_2, \ldots, s_k\}$ なっているとする．またそれぞれの線分の 2 端点の y 座標の差をの絶対値をそれぞれ $dy_1, dy_2, \ldots, dy_k$ とする．このとき以下の等式が成り立つので，パス長は l となる．

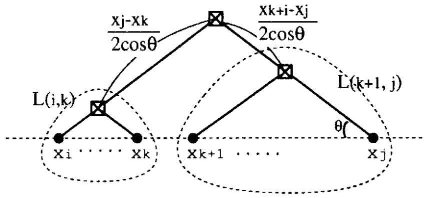

図 4　シンク集合を接続する最小木

$$|s_1| + |s_2| + \cdots + |s_k| = \frac{dy_1}{sin\theta} + \frac{dy_2}{sin\theta} + \cdots + \frac{dy_k}{sin\theta}$$
$$= \frac{h}{sin\theta} = l$$

□

複数ネットの等長配線において実現可能な l の長さは全てのソース・シンク間の距離の最大値以上となる．本稿では最も距離の長いソース・シンク間の長さを等長配線のソース・シンク間距離として使用する．また，この斜め対称格子グラフ上で生成されたユークリッド配線経路をそのまま実装するとき高々2配線層で配線可能である．

3.2　チャネル等長配線アルゴリズム

チャネル等長配線は全てのソース・シンク対に対し斜め対称格子グラフ上で単調配線を行うことにより実現可能である．しかし，個々のソース・シンク間だけに着目して等長配線を行うと配線長の増加を招くため，本稿で扱うアルゴリズムでは l-等長配線を制約，最適化目標を配線長最小化として配線経路の生成を行う．1 シンクネットの場合は等長配線条件を考慮した経路を斜め対称格子グラフ上で探索すればそれが配線長最小となることは明らかなので，シンクが 3 以上のネットに対する配線長最小経路生成手法を以下に説明する．以降，配線経路が木により表現されることから，配線木を配線経路と等価な単語として用いる．

はじめにシンク集合を接続する最小配線木を求める．シンク集合をその位置座標が小さいものから t_0，t_1，$\cdots$，t_{n-1}，それぞれのシンクの x 座標を x_0，x_1，$\cdots$，x_{n-1} とする．t_i から $t_j(i<j)$ までのシンクを接続する配線木は，図 4 に示すように，t_i から t_k までのシンクを接続する部分木，t_{k+1} から t_j までのシンクを接続する部分木，及びそれらを接続する 2 つの線分から構成される．よって端子 t_i から t_j までを接続する最小木の総配線長 $L(i,j)$ は再帰的に以下のように定義することができる．

$$L(i,j) = min\{L(i,k) + L(k+1,j)$$
$$+\frac{x_j - x_k}{2cos\theta} + \frac{x_{k+1} - x_i}{2cos\theta} | k = i, \ldots, j-1\}$$

この数式に基づき動的計画法を適用する．動的計画法のアルゴリズムを図 5 に示す．なお，アルゴリズム中の cos の値は $cos\theta$ の値とする．

このアルゴリズムを用いて $L(0,n-1)$ を求めることにより，斜め対称格子グラフ上で定義される 2 分木のトポロジー全ての中から総配線長最小木を求めることができる．

以上のアルゴリズムにより得られた最小配線木とソースを接続した配線経路をチャネル等長配線経路として出力する．全てのソースシンク間の長さが一定であること，全てのソースシンク間を接続する配線経路上のパスは共通部分が多いほど総配線長が小さくなることより本アルゴリズムによる出力経路が総配線長最小となることはあきらかである．

以上のアルゴリズムは複数ネットに対しても個々に適用することができるが経路が重なってしまう可能性がある．本手法の実装には重なりのある部分に対して経路変更を用いて修正することにより重なりの除去を行うものとする．

4.　ボックス等長配線

端子が矩形上に存在する場合にも等長配線が可能であるが，チャネル等長配線問題と異なり斜め対称格子上で単調配線を行うことによる等長配線の実現は困難である．本節では，得られたユークリッド配線経路を直交経路に変換したときにも等長配線が保持されることを想定し，2 節で提案した指定長配線アルゴリズムを拡張することにより，矩形辺となす角が一定である線分の集合により表現される等長配線経路を出力するアルゴリズムを提案する．以降，本節で扱う問題をボックス等長配線問題と記す．

4.1　ボックス等長配線アルゴリズム

ボックス等長配線は，2 節にある基本等長配線アルゴリズムを拡張することにより l-等長配線が可能である．長さ l，矩形辺との角度 θ が与えられたときの 1 シンクネット (s,t) 対するボックス l-等長配線アルゴリズムを以下に記す．以下のアルゴリズムでは s がボックスの下辺に存在すると仮定する．

ボックス等長配線アルゴリズム

Step 1:	$\|\overline{st}\| = l$ なら，経路 $r = \{s,t\}$ を出力し，終了
Step 2:	s を端点に持ち長さ l，下辺となす鋭角の角度が θ となるように線分 $\overline{st'}$ をひく
Step 3:	t' を通過し下辺と平行な直線と t を通過し下辺と垂直な直線の交点を t'' とする
Step 4:	線分 $\overline{t't''}$ の垂直 2 等分線と線分 $\overline{st'}$ との交点を m_1 とする
Step 5:	t と t'' の位置が同じであれば，経路 $r = \{s, m_1, t\}$ を出力し，終了
Step 6:	線分 $\overline{tt''}$ の垂直 2 等分線と線分 $\overline{m_1t''}$ との交点を m_2 とする
Step 7:	経路 $r = \{s, m_1, m_2, t\}$ を出力し，終了

図 6 にアルゴリズムの適用例を示す．

ボックス等長配線アルゴリズムに用いる長さ l の値，角度 θ に関して以下の定理が成り立つ．

定理 4. ネット n_i の 2 端子の x 座標，y 座標の差の絶対値のうち大きい方を $xdiff_i$，小さい方を $ydiff_i$ と定義する．全てのネットうちで $xdiff_i$ の最大値を $xdiff_{max}$，$ydiff_i$ の最大値を $ydiff_{max}$ とする．$l \geq \sqrt{xdiff_{max}^2 + ydiff_{max}^2}$，$\theta = \pm tan^{-1}(ydiff_{max}/xdiff_{max})$ ならば，ボックス l-等長配線アルゴリズムは常に長さ l の配線経路を出力し，かつ配線経路と矩形の外辺のなす角は θ または $\pi/4-\theta$ である．

```
for( i = 0; i < n; i++ )
  L(i,i)=0; /* 端子が 1 つのネットの配線経路長は 0 */
for( l = 1; l < n; l++ ){ /* 端子 i, j の間隔を 1 から増やしていく */
  for( i = 0; i < n - 1; i++ ){ /* i の位置 */
    j = i + l;                    /* j の位置 = i の位置 + l */
    L(i,j) = min{ L(i,k) + L(k+1, j) + (x_j - x_k) / ( 2 * cos )
             + (x_k{k+1} - x_i) / ( 2 * cos ) | k = i, ..., j-1 }; /* 配線経路長の再帰式 */
} } }
```

図 5 動的計画法による最小配線経路の探索

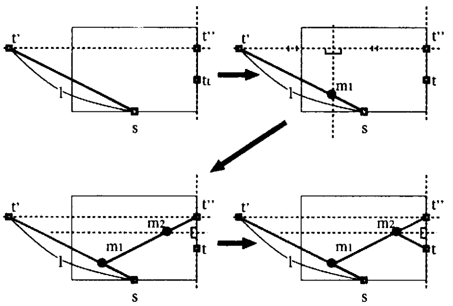

図 6 ボックス等長配線アルゴリズム

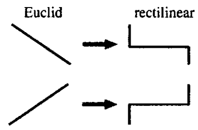

図 7 ユークリッド線分から直交経路線分集合への変換

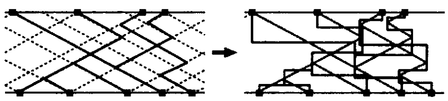

図 8 直交配線への変換

証明. ネット n_i の 2 端子を (s,t) としたとき，s は矩形の下辺にあると仮定する．もし s が矩形の下辺以外の辺に存在するときは s が下辺にくるように回転してからアルゴリズムを適用することが可能であるため，s は矩形の下辺にあると仮定することにより一般性を失わない．また 2 端子の x 座標の差の絶対値が y 座標の差の絶対値よりも小さいときは θ の値を $\pi/4-\theta$ としてアルゴリズムを適用するものとする．

Step1 で経路を出力する条件は $|\overline{st}|=l$ である．このとき $\sqrt{xdiff_{max}^2+ydiff_{max}^2}\leq l=\sqrt{xdiff_i^2+ydiff_i^2}$ を満たす．また，$xdiff_i\leq xdiff_{max}$ かつ $ydiff_i\leq ydiff_{max}$ であることから，$xdiff_{max}=xdiff_i$，$ydiff_{max}=ydiff_i$ である．よって，得られる Step1 で出力される経路と $|\overline{st}|=l$ と下辺のなす角は θ となる．

Step5 で経路を出力する場合，$|\overline{st}|=\sqrt{xdiff_i^2+ydiff_i^2}<l$ より Step5 までの手続きは 2 節の指定長配線アルゴリズムと全く同じである．よって，出力される配線経路 $r=\{s,m_1,t\}$ の長さが l となることは定理 1 より明らかである．また t と t' を通過する直線は矩形の下辺と平行であるため 2 点 s，t に対するチャネル l-等長配線となっている．よって，$\overline{m_1t}$，$\overline{m_1t'}$ とも下辺となす角は θ である．

Step6 以降において $ydiff_i<ydiff_{max}$ より 2 点 m_1，t に対し $|\overline{m_1t}|<|\overline{m_1t''}|$ が成り立つ．よって，Step6，Step7 は 2 点 m_1，t に対する 1 シンクネット $|\overline{m_1t''}|$-等長配線アルゴリズムとなっているため，出力される配線経路 $r'=\{m_1,m_2,t\}$ の長さが $|\overline{m_1t''}|$ となることは定理 1 より明らかである．また，t と t'' を通過する直線は Step4 における垂直 2 等分線と平行であるためチャネル $|\overline{m_1t''}|$-等長配線となっている．よって，$\overline{m_2t''}$，$\overline{m_2t}$ とも下辺となす角は θ である．以上により，Step7 により得られる配線経路 $r=\{s,m_1,m_2,t\}$ は線分 $|\overline{sm_1}|$，$|\overline{m_1m_2}|$，$|\overline{m_2t}|$ から構成されすべて下辺となす角度は θ である．また，全体の配線経路長は $|\overline{sm_1}|+|\overline{m_1m_2}|+|\overline{m_2t}|=|\overline{sm_1}|+|\overline{m_1t''}|=|\overline{st}|=l$ となる． □

5. 直交配線への変換

配線を実現する際，プリント基板であれば多くの場合任意の直線が実現可能であるがチップ内配線などプロセスによっては直交配線でないと実現不可能な場合が存在する．チャネル，ボックス等長配線の場合，配線経路を構成する線分の傾きが等しいため全ての線分を図 7 のようにユークリッド経路から直交経路に変換しても等長配線が維持される．図 8 にチャネル等長配線の直交変換の例を示す．

6. 実験結果

本稿で提案したチャネル等長配線手法を実装し，ランダムに生成したデータに対し適用し実験を行った。ネット数 20，50，100 の 3 種類のデータを作成し，それぞれのネットの端子数、及び端子位置を乱数を用いて決定した．またそれぞれのネット数の場合についてデータを各 5 個ずつ生成した．ネット数 20，50，100 の場合の端子の x 座標の範囲を 0〜40，0〜100，0〜200，端子が存在する 2 直線間の距離を 20，50，100 とした．斜め対称格子を生成する上で必要な l，θ の値は，3 節のアルゴリズムにある通りそれぞれソース・シンク間最大距離，$sin^{-1}l/h$ とした．実装は C 言語を使って行い，CPU 2GHz，メモリ 512MB の計算機環境でプログラムを実行した．表 1 に実験結果を示す．

表 1 チャネル等長配線実験結果

ネット数	20			50			100		
	time(s)	パス長	総配線長	time(s)	パス長	総配線長	time(s)	パス長	総配線長
data0	0.078	4.294	1.125×10^3	0.172	1.012×10^2	5.823×10^3	0.360	2.103×10^2	2.515×10^4
data1	0.063	3.774	0.880×10^3	0.172	1.047×10^2	6.253×10^3	0.344	2.129×10^2	2.526×10^4
data2	0.078	4.031	1.022×10^3	0.141	1.065×10^2	6.132×10^3	0.343	2.068×10^2	2.418×10^4
data3	0.078	3.774	0.912×10^3	0.188	1.082×10^2	6.574×10^3	0.375	2.165×10^2	2.602×10^4
data4	0.093	3.963	1.056×10^3	0.172	1.038×10^2	6.161×10^3	0.360	2.165×10^2	2.357×10^4

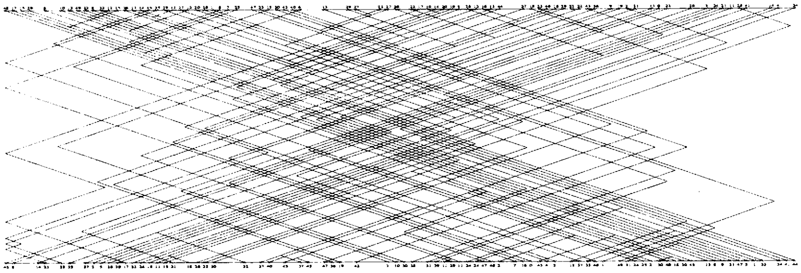

図 9 チャネル等長配線出力 (ネット数 50,data0)

全ての実験結果において短時間で複数ネットの等長配線を実現することができた．また，全てのネットに対し斜め対称格子グラフで重なりなく総長最小経路を出力し，多端子ネットにも関わらず，総配線長はネット数 × パス長 × の 1.2 倍前後で実現することができた．

7. おわりに

本稿では複数ネットの等長配線アルゴリズムを提案した．はじめに 1 シンクネットに対する指定長配線アルゴリズムを提案した．端子が 2 直線上に存在する場合の等長配線 (チャネル等長配線) は 2 直線の位置と指定された長さの値を基に得られる斜め対称格子上で配線を行うことにより，等長配線アルゴリズムを意識することなく等長配線が実現できる．さらにチャネル等長配線においては動的計画法により斜め対称格子グラフ上で個々のネットに対しては最小配線経路が得られることを示した．また，基本アルゴリズムをさらに拡張し矩形上に端子が存在する場合の等長配線 (ボックス等長配線) アルゴリズムを提案した．本稿で提案するチャネル，ボックス等長配線アルゴリズムにより得られる配線経路は直交経路ではないが，全ての配線経路を構成する線分と水平垂直直線となす角度の鋭角は同じであるため，直交経路に変換してもその等長性は保持される．チャネル配線アルゴリズムを実装し，ランダムデータに適用したところアルゴリズムが高速に総配線長最小である等長配線経路を出力することを示した．

文 献

[1] J. Cong, A. B. Kahng, G.Robins, M. Sarrafzadeh, and C. K. Wong, "Provably Good Performance-Driven Global Routing," *IEEE Trans. on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, No.11, Vol.6, pp.739–752, 1992.

[2] X. L. Huang, T. X. Xue, J. Huang, C. K. Cheng, and E. S. Kuh, "TIGER: An Efficient Timing-Driven Global Router for Gate Array and Standard Cell Layout Design," *IEEE Trans. on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, No.16, Vol.11, pp.1323–1330, 1997.

[3] J. Hu, S. S. Spatnekar, "A Timing-Constrained Algorithm for Simultaneous Global Routing of Multiple Nets," *In Proc. of Intl. Conf. on Computer-Aided Design*, pp.99–103, 2000.

[4] T. Chao, Y. Hsu, and J. Ho, "Zero Skew Clock Net Routing," *In Proc. of Design Automation Conference*, pp.518–523, 1992.

[5] R. Tsay, "Exact Zero Skew," *In Proc. of Intl. Conf. on Computer-Aided Design*, pp.330–339, 1991.