

## チャンネルグラフを用いた3層配線におけるセル列上配線手法

李 丙 鎬\* 須 貝 康 雄†† 平 田 廣 則††

本論文では、3層配線におけるチャンネルグラフを用いたセル列上領域配線手法を提案する。本手法では、重み付けチャンネルグラフを用いて、上側と下側のセル列上領域に配線する各々のネットグループとチャンネル領域に配線するネットグループの効率的な分割と、チャンネル領域のトラック数を決定付けるパラメータ値を削減するアルゴリズムを導入する。そして、アルゴリズムに基づき、分割されたグループの要素を逐次更新することにより、最終的に各ネットをどの領域に配線するかを決定する。各々のネットグループは3層チャンネル配線アルゴリズムにより配線する。よく知られている Deutsch's difficult 例題を含むいくつかのベンチマークデータに適用した実験では、チャンネル領域のトラック数を平均 58% 程度に削減でき、本手法の有効性を検証した。

### A New Over-The-Cell Channel Routing with Three-Layer Using a Channel-Graph

BYUNGHOO RHEE,<sup>†\*</sup> YASUO SUGAI<sup>††</sup> and HIRONORI HIRATA<sup>††</sup>

This paper proposes an over-the-cell channel router with three-layer using a channel-graph. This method consists of three steps: 1) dividing net segments using a weighted channel-graph for over-the-cell areas and channel area, 2) routing over-the-cell areas, 3) routing within the channel area. Each over-the-cell area has a fixed capacity of available tracks defined by parameters. Application to several benchmark examples shows that the proposed method reduces total channel density by about 58 percent compared with the optimal solution by three-layer channel routing algorithm.

#### 1. はじめに

VLSI レイアウト設計において、チャンネル配線問題は設計の最終段階として重要な問題である。チップ面積に対して、チャンネル配線領域が占める割合が大きいため、チップサイズを最小化するには、チャンネル配線領域の削減が必要不可欠である。その目的を達成するため、結線率 100% で、できるだけ小さい面積のチャンネル領域に配線するための多くの研究が行われている。これまでに 2 層チャンネル配線<sup>1)~3)</sup>、3 層以上のチャンネル配線<sup>4)~10)</sup>などの配線手法が提案されている。

スタンダードセル方式やゲートアレイ方式の VLSI のように、セル列領域とチャンネル領域が交互に並ぶ構造では、セル列上領域を配線が通過できるレイアウトモデルが可能になり、これに対する多くの研究結果が発表されている<sup>11)~19)</sup>。このような、チャンネル配線領

域を削減するために、セル列上の領域を配線領域としてチャンネル領域と共に使用する手法をセル列上配線 (Over-The-Cell Channel Routing) 手法と呼ぶ。これまでの手法は、多くのモデルが 2 層配線を対象としていて、3 層配線を対象としたものとしては文献 16)、17)、19) があげられる。対象としているチップのモデルと設計制約はそれぞれ手法により異なり、文献 16) では“2チャンネルモデル”を対象としたヒューリスティックアルゴリズムが提案されている。文献 17) ではセル列上領域にビアの使用が許用されないモデルを対象として、未使用ターミナル (vacant terminal) を用いるアルゴリズムが提案されている。また、文献 19) ではターミナルピンがセル列の中央水平線上に配置された新しいモデルを対象として、チャンネル領域をセル列上まで拡張して配線するアルゴリズムが提案されていて、それぞれ効果的な結果が示されている。

本論文ではチャンネルグラフを用いた新しいセル列上配線手法を提案する。本手法が対象とするモデルはスタンダードセル方式のチップで、チャンネル領域の第 1、第 2、第 3 層を、それぞれ水平、垂直、水平成分の配線専用用いる HVH 配線方式<sup>8)~10)</sup>の 3 層構造であり、セル列上領域は VH 方式で第 1 層を除く 2

† 漢陽大学工学部電子工学科, 韓国  
College of Engineering, Hanyang University,  
Seoul, Korea

†† 千葉大学工学部電気電子工学科  
Faculty of Engineering, Chiba University

\* 現在, 千葉大学大学院自然科学研究科  
Presently with Graduate School of Science and  
Technology, Chiba University

層構造の格子が設定されているとする。

一般的に3層セル列上配線手法の場合、上側と下側のセル列上領域に配線するネット（配線セグメント）を除き、残りのネットをHVH方式でチャンネル領域に配線する。チャンネル領域に関しては、各カラム別の水平方向の配線セグメント数（local density）の最大値を  $D_{max}$ 、垂直制約グラフ<sup>1)</sup>上の最長経路長を構成しているネットの数を  $V_{max}$  とすると、HVH方式の3層チャンネル配線の場合、チャンネルのトラック数は、 $V_{max}$  と  $\lceil D_{max}/2 \rceil$ （ $\lceil a \rceil$  は  $a$  以上の一番小さい整数を表す）のうち、大きい方の値よりも小さくすることはできない<sup>10)</sup>。そして、セル列上領域に配線することにより、チャンネル領域に関する  $V_{max}$  と  $D_{max}$  は減少するが、 $\lceil D_{max}/2 \rceil < V_{max}$  の場合が多い。その理由を以下に述べる。配線を行うチャンネルの上側と下側のセル列上領域に配線するネットは、当然垂直制約グラフを構成しているネットの中から選択される。したがって、垂直制約グラフ上の最長経路を構成しているネット集合の中からも選択される。しかしながら、垂直制約のために、最長経路を構成しているネット集合の最上位または最下位のネットだけがセル列上領域に配線されるネットの候補になる。それらのネットが実際にセル列上領域に配線可能になったとする。そのとき、それらのネットは垂直制約グラフの要素から取り除かれ、新たにチャンネル領域に関する垂直制約グラフが作り直される。したがって、更新された垂直制約グラフの  $V_{max}$  は、もとの垂直制約グラフの  $V_{max}$  に対して最大限2だけ値を減らすことができる。一方、 $\lceil D_{max}/2 \rceil$  の値は、一般的に  $V_{max}$  の値よりも、より大きく値を減らすことができる。したがって、チャンネルのトラック数は  $V_{max}$  値により決定される場合が多い。

本手法ではこの問題に対して、チャンネル領域のトラック数を  $\lceil D_{max}/2 \rceil$  値により決定するために、最大限2だけ減少された  $V_{max}$  値をさらに削減できるアルゴリズムを導入し、本来の目的であるチャンネル配線領域を効果的に減少させるアルゴリズムを提案する。

本手法では、筆者らが提案している3層チャンネル配線アルゴリズム<sup>9),10)</sup>で用いたチャンネルグラフを基本にしている。本手法の基本方針を説明すると、重み付けチャンネルグラフの枝の重みにより、①まず、上側と下側のセル列上領域に配線するおのおののネットグループと、チャンネル領域に配線するネットグループを分割し、②つぎに、分割されたネットグループを上側

および下側のセル列上領域におのおの配線する。③最後に、残りのネットグループをチャンネル領域に配線する。④で分割した各ネットグループを配線する問題は筆者らの3層チャンネル配線アルゴリズム、または、その一部を用いて行う。

ベンチマークデータを用いた実験から、本手法はセル列上配線によりチャンネル領域のトラック数を約58%程度削減できること、そして、チャンネル領域のトラック数を  $\lceil D_{max}/2 \rceil$  まで削減できることを確認した。また、 $V_{max} (> \lceil D_{max}/2 \rceil)$  を削減させていないアルゴリズムに比較して、本手法はチャンネル領域のトラック数が約22%程度少ないという結果が得られた。さらに、モデルと設計制約が異なる場合には厳密な比較はできないが、トラック数だけを注目すると、文献17)では Deutsch's difficult 例題の場合、チャンネル領域のトラック数が7であるが、本手法では5という結果が得られた。

以下、2章で本手法で仮定する配線モデルを説明した後、3章では、チャンネルグラフ構成および枝の重み付けを、4章では、ネットのチャンネル領域およびセル列上領域への初期分割を、5章では、 $V_{max}$  削減アルゴリズムを説明する。6章と7章では、それぞれセル列上領域とチャンネル領域の配線について説明し、8章で実験結果により本手法の有効性を検証する。最後に、9章で結論と今後の課題について述べる。

## 2. 配線モデル

本手法では、配線層が3層のスタンダードセル配線モデルを考える。配線領域は配線格子を仮定し、すべての配線はこの配線格子上で行われるものとする。

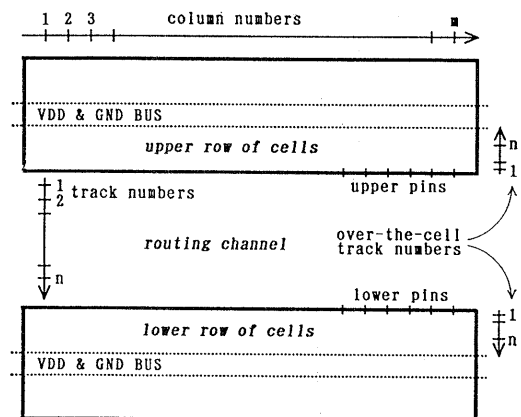


図1 モデル例

Fig. 1 An example of a model.

チャンネル領域に関しては第1, 第2, 第3層を用いてHVH方式で配線を行う。セル列上領域に関しては第1層全部(機能ブロック)と電源配線用の第2層あるいは第3層の中央部分を除いた残り2層構造で, すなわち, 第2, 第3層を用いるVH方式(第2層は垂直, 第3層は水平成分)とする。また, ビアを許すとする。モデルの一例を図1に示す。あるチャンネル領域において, 上側に隣接するセル列(upper row of cells)を上側セル列領域, 下側に隣接するセル列(lower row of cells)を下側セル列領域と呼ぶ。各々の配線領域のトラック番号およびカラム番号は図1のような順とする。ターミナルピン(upper & lower pins)は第2層にあり, 電源配線は図1のようにセル列上領域の第2層あるいは第3層の中央に配線されているとする<sup>14), 17), 20)</sup>。

3. チャンネルグラフ構成

アルゴリズム全体の概略的な流れを図2に示す。以下この図に従って説明する。まず, 前処理として図3のような接続要求が記述された入力ネットリストに基

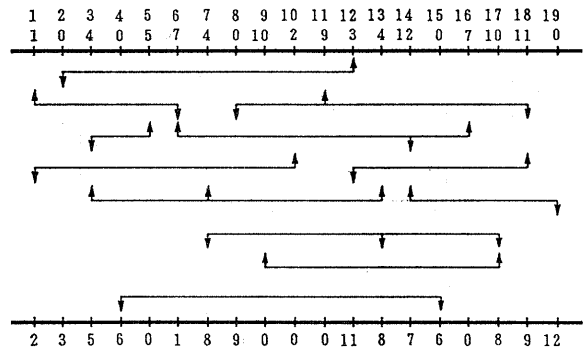


図3 入力ネット例  
Fig. 3 An example of input netlist.

づき, 多端子ネットをカラム番号の順に2端子ネットに分割する。同一信号端子が同じカラムの上下にある場合は, その2端子ネットは水平成分(水平方向の配線セグメント)がないので別に扱う。多端子ネットを2端子ネット(以下, ネットと呼ぶ)に分割したあとで, 配線すべきネットを垂直制約と水平制約の両方を同時に表すチャンネルグラフ(図4参照)で表現する。ここで, 垂直制約とは, ネットの垂直成分(垂直方向の配線セグメント)により生じる, ネットの水平成分の上下関係の制約を表し, 水平制約とは, 相異なるネットの水平成分は同一層の同一トラックでの重複が許されないという制約を表すものと定義する。チャンネルグラフの節点はチャンネルのカラム番号を表し, 枝は接続要求を持つネットを表す。ネットの接続状態を表す枝は, 無方向性枝, 一方向性枝, 両方向性枝の3種類に分類される。無方向性枝はネットの接続要求が両方ともにチャンネルの上側ピンと接続される場合, 一方向性枝はネットの接続要求が上側と下側ピンに接続される場合(上側から下側に向かう矢印となる), 両方向性枝はネットの接続要求が両方ともに下側ピンと接続される場合に対応する<sup>9), 10)</sup>。したがって, 例えば図3の入力ネットの接続要求に対応するチャンネルグラフは図4のように表現できる。図3の中で, 最上位の行の数字はカラム番号であり, 他の2行の数字はネット番号を表す。矢印はその方向への接続要求を表す。図4の $N_i$ は*i*番のネットであり,  $N_{i-j}$ は*i*番の多端子ネットのうちの*j*番目のネットである。

さらに, セル列上領域に配線するネットの選択のためと, 残りのネットをチャンネル領域に配線するために, 各々の枝に重みを付与する。その際, 各節点に連結された枝の状態により, まず各枝の両端点(端点は枝の端の点の意味で用いるため, グラフの節点とは区

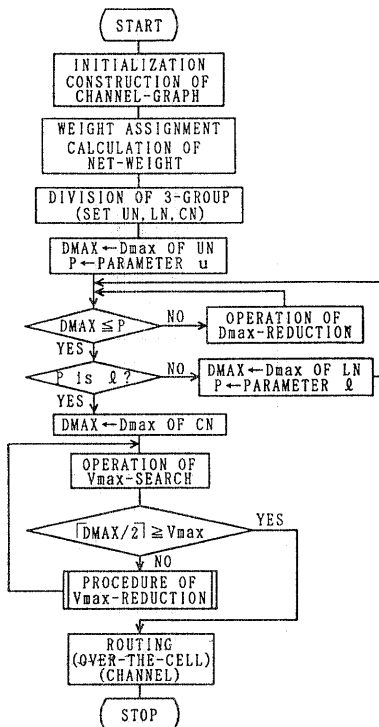


図2 フローチャート  
Fig. 2 Flowchart.

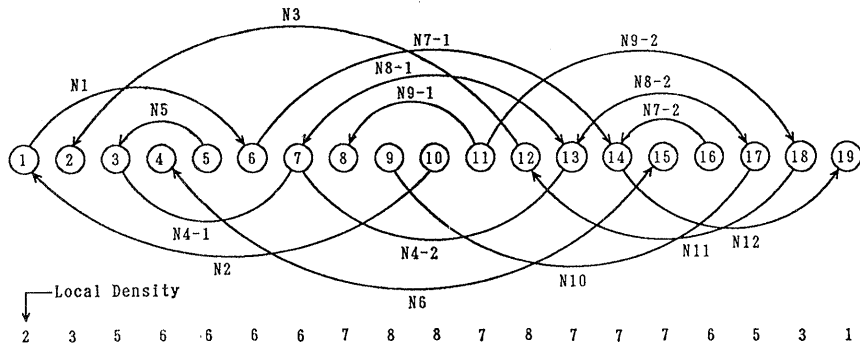


図4 入力ネットのチャンネルグラフ  
Fig. 4 A channel-graph of input netlist.

別する)に端点の重みを与える。そして、両端点の重みの和をその枝の重み ( $NWz$ ) とする。枝の状態として、図5のように、ある節点  $Mk$  において、矢印のある枝(両方向性枝、あるいは節点  $Mk$  に向かう一方向性枝)と矢印のない枝(無方向性枝、あるいは節点  $Mk$  から出る一方向性枝)が同時に存在する場合は、矢印のある枝の節点  $Mk$  側の端点に重み '4' を、矢

印のない枝の節点  $Mk$  側の端点に重み '0' を割り当てる。節点  $Mk$  に矢印のない枝だけが存在するときにはすべての枝の節点  $Mk$  側の端点に重み '1' を、矢印のある枝だけが存在するときにはすべての枝の節点  $Mk$  側の端点に重み '3' を割り当てる。端点の重みの値としてこれらの数値を割り当てる理由については4章で述べる。図4のチャンネルグラフに枝の重みを付けた結果が図6である。

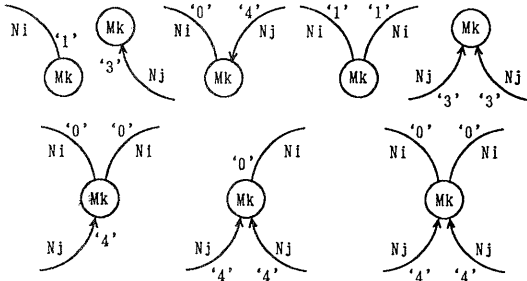


図5 重みの割当て方  
Fig. 5 Weight assignment.

#### 4. チャンネル領域およびセル列上領域への初期分割

セル列上領域配線は上側セル列上領域配線と下側セル列上領域配線に分類する。よって、上側と下側セル列上領域に配線するネットを分けて選択する必要がある。そのために3章で述べた重み付けチャンネルグラフを用いて、まず、入力ネットを枝の重みの値により以下のように3グループ(上側セル列上領域, 下側セル列上領域, チャンネル領域に配線するネットグループ)

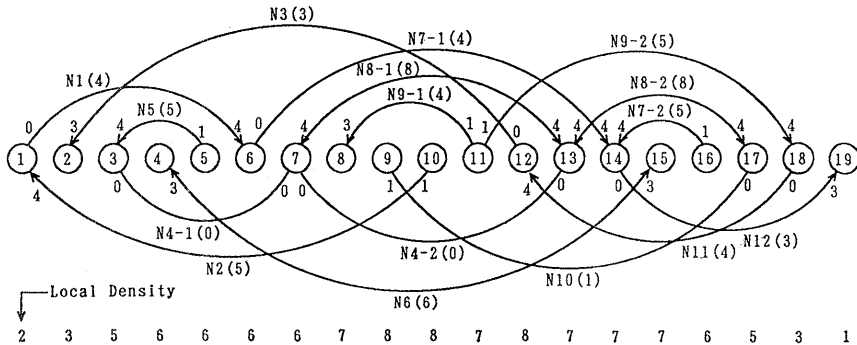


図6 重み付けチャンネルグラフ  
Fig. 6 Weight assigned channel-graph.

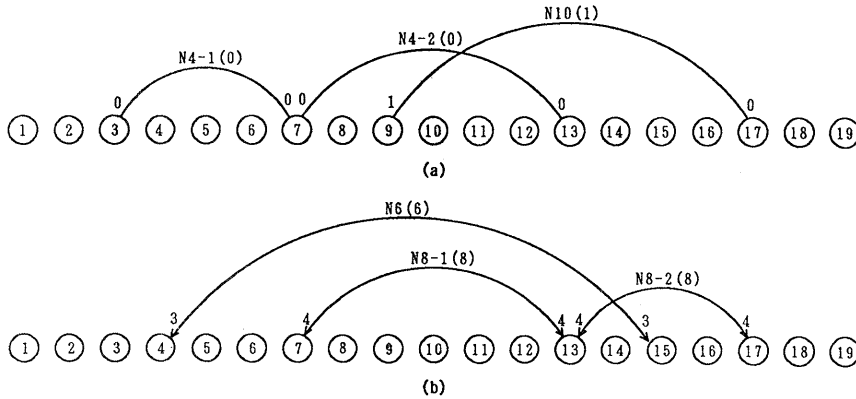


図7 集合 UN と集合 LN のチャンネルグラフ  
Fig. 7 Channel-graph of 'set UN' and 'set LN'.

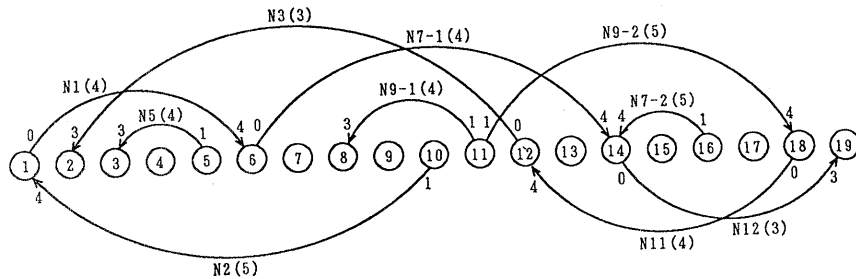


図8 集合 CN のチャンネルグラフ  
Fig. 8 Channel-graph of 'set CN'.

に分割する。

- (1)  $NW_i \leq 2$  を満足する枝 (ネット) は、無方向性枝でネットの接続要求が両方ともにチャンネルの上側ピンにあるので、上側セル列上領域に配線できるネットである (以下、このネット集合を '集合 UN' と略記する)。
- (2)  $NW_i \geq 6$  を満足する枝 (ネット) は、両方向性枝でネットの接続要求が両方ともにチャンネルの下側ピンにあるので、下側セル列上領域に配線できるネットである (以下、このネット集合を '集合 LN' と略記する)。
- (3) 残り ( $3 \leq NW_i \leq 5$ ) 枝 (ネット) は一方向性枝でネットの接続要求が上側と下側ピンにあるので、チャンネル領域に配線されるネットである (以下、このネット集合を '集合 CN' と略記する)。

このような  $NW_i$  の値によりネットを三つの集合に分割するためには、チャンネルグラフの枝の端点の重みを、前節のように与える必要がある。三つの集合に分割するための  $NW_i$  の境界値の与え方は他にもあ

るが、そのうちで分割可能な最小値を採用している。

図6の重み付けチャンネルグラフの枝の重みを用いて、入力ネットを3グループに分割した結果が図7(a), (b)と図8である。集合 UN のチャンネルグラフを図7(a)に、集合 LN のチャンネルグラフを図7(b)に、集合 CN のチャンネルグラフ (枝の重みは更新) を図8にそれぞれ示す。

以上で、各ネットをどの配線領域に配線すべきかの初期分割が終了したことになる。次に、チャンネル領域のトラック数をさらに減らすために、三つの集合の要素を逐次更新する。

実際には、セル列上領域で配線できるトラック数は上側、下側共に限定されているので、 $u$  (上側) と  $l$  (下側) という二つのパラメータを使用して上下セル列上領域のトラック数を制限することにする。したがって、集合 UN と集合 LN の二つのネット集合各々の  $D_{max}$  をそれぞれ  $UND_{max}$ ,  $LND_{max}$  としたとき、 $UND_{max} \leq u$ ,  $LND_{max} \leq l$  を満足しなければならない。もし、満足しない場合にはその原因となっているネットを選択して集合 CN の要素とする方針

をとるが、その場合でも、チャンネル領域に対する垂直制約グラフの最長経路長を増やさないネットを選択する。すなわち、 $UN$  の場合は  $NWi=2$  のネット、 $LN$  の場合は  $NWi=6$  のネットのうちで、水平成分の長さが最短なネットを選択する。

5.  $V_{max}$  削減アルゴリズム

ここで重要なことは、本来の目的は、チャンネル領域のトラック数の最小化であるから、セル列上領域配線によって、期待される程度にチャンネル領域が小さくなるのが望ましい。期待される程度とは、セル列上領域のトラックを使用したら、その分チャンネル領域トラック数の減少を期待するという意味である。

したがって、集合  $CN$  に属するネットについて、ネット間の垂直制約グラフと各カラム別の水平方向の配線セグメント数を調べて、このネット集合の  $V_{max}$  値と  $D_{max}$  値を求める。 $V_{max}$  値は後述する  $V_{max}$  探索操作によって、チャンネルグラフ上で簡単に求められる。そして、 $V_{max}$  と  $\lceil D_{max}/2 \rceil$  との大小関係によって次の二つの場合に分けられる。

(1)  $\lceil D_{max}/2 \rceil \geq V_{max}$  の場合

HVH 方式3層配線では水平成分として二つの層を使用しているので、チャンネル領域の配線を実現するのに必要十分なトラック数は  $\lceil D_{max}/2 \rceil$  以上である。したがって、この場合は  $V_{max}$  削減アルゴリズムは有効でない。

(2)  $\lceil D_{max}/2 \rceil < V_{max}$  の場合

チャンネル領域の配線を実現するのに必要十分なトラック数は  $V_{max}$  値以上になる。その理由は、HVH 方式3層配線では垂直成分は一つの層を使用しているので、チャンネル領域のトラック数は  $V_{max}$  値になるためである。この場合は  $V_{max}$  削減アルゴリズムを適用する。

したがって、(1)の場合は、 $UND_{max}=u$ 、かつ、 $LND_{max}=l$  ならば、セル列上領域とチャンネル領域の配線を行う。もし、 $UND_{max} < u$ 、または、 $LND_{max} < l$  ならば、次の二つの条件①、②のどちらかを満足するまで、後述するネット形態変更操作を用いて  $D_{max}$  値を調整する。二つの条件とは、①ネット形態変更操作で対象とするネットがない、② $UND_{max}=u$ 、かつ、 $LND_{max}=l$ 、である。そして、(2)の場合は、垂直制約グラフの最長経路長を構成しているネット(節点)にグラフ上で上から順に番号付けを行い、それらネットの集合を順序集合(以下、'順序集合

$VN'$  と略記する)として求め、 $V_{max}$  削減アルゴリズムにより  $V_{max}$  を減らしていくことにする。その前にまず、アルゴリズム中で用いる一つの定義と三つの操作について以下に述べる。

【定義1】 集合  $MN$  の定義

集合  $CN$  に含まれる本来の多端子ネットすべてにわたって、同じ多端子ネットに属し、 $3 \leq NWi \leq 5$  を満足しているネットのうち、チャンネルグラフ中で、二つの枝がある節点で接続しているすべての場合にわたって、それを構成する枝(ネット)の集合を集合  $MN$  として定義する。

例えば、図8の中から集合  $MN$  を抽出すると、図9(a)のようになる。図中の  $N7-1$ 、 $N7-2$  と  $N9-1$ 、 $N9-2$  はそれぞれ多端子ネット  $N7$ 、 $N9$  に属し、 $3 \leq NWi \leq 5$  を満足し、グラフ上で隣接しているので、この例では、集合  $MN$  は四つの要素からなる。

【操作1】 ネット形態変更操作

定義1より、同じ多端子ネットに属する集合  $MN$  の要素は互いに隣接しているので、例えば、図9(a)の  $N7-1$  および  $N9-2$  は図9(b)のように変更できる(同様に、 $N7-2$ 、 $N9-1$  も変更できる)。そして、変更されたネット(例えば、図9(b)の  $N7-1$ 、 $N9-2$ )は、 $NWi$  が  $NWi \leq 2$  または  $NWi \geq 6$  となるのでセル列上領域に配線できるネットになる。したがって、それらは、集合  $UN$ 、あるいは、集合  $LN$  に属するネットになる。このように、集合  $MN$  の要素( $CN$  の部分集合)から、集合  $UN$  または集合  $LN$  の要素を抽出する操作をネット形態変更操作と呼ぶ。

【操作2】  $D_{max}$  値調整操作

操作1により、集合  $UN$  あるいは集合  $LN$  に新し

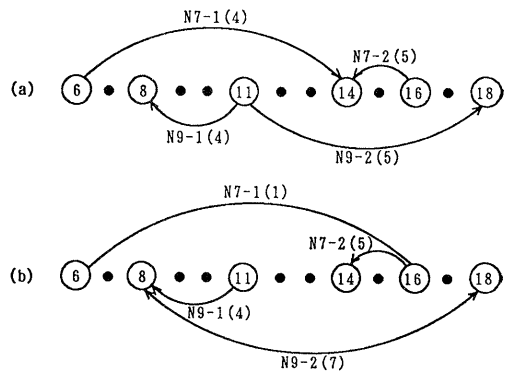


図9 ネット形態変更例

(a) 変更前 (b) 変更後

Fig. 9 An example of changed nets.

(a) Before change (b) After change

く加えられたネットは、後述する  $V_{max}$  削減を達成するために、初期分割時の集合  $UN$  や集合  $LN$  の要素より優先してセル列上領域に割り当てる。したがって、もし、新しく加えられた要素によって、集合  $UN$  あるいは集合  $LN$  の  $D_{max}$  がパラメータ  $u$  あるいは  $l$  より大きくなる場合は、大きくならないように、新しく加えられたネット以外のネットを選択する。そして、そのネットを集合  $UN$  あるいは集合  $LN$  の要素から、集合  $CN$  の要素に変更する。その際、チャンネル領域に対する垂直制約グラフの最長経路長を増やさないネットを選択する。すなわち、 $UN$  の場合は  $NW_i=2$  のネット、 $LN$  の場合は  $NW_i=6$  のネットのうちで、水平成分の長さが最短なネットを選択する。この操作を  $D_{max}$  値調整操作と呼ぶ。

【操作3】  $V_{max}$  探索操作

集合  $CN$  において、垂直制約グラフ上の最長経路を求めようとする。そのために、集合  $CN$  のチャンネルグラフ上で、一方向性枝のうち両端点の二つの

重みの中で、0 あるいは 4 を 1 個でも持つ枝だけを探査する。その理由は、端点の重みの 0 あるいは 4 は、これを持つ枝（ネット）は他の枝と垂直制約関係があることを意味するからである。そして、一方向性枝が始まる節点（一方向性枝のこの節点に対する端点の重みは 1）から、枝の矢印方向に次々と節点をたどる。一方向性枝が出ていない節点（最後の枝のこの節点に対する端点の重みは 3）まで来たとき、それまでに通過した枝の端点の重みは 4、0 の繰り返しであり、通過した枝の数は垂直制約グラフ上の経路長になる（図 8 参照）。一つの節点から 2 本の一方向性枝が出ていることもあるので、それらは別の経路と考える。すべての経路の中で最長の経路を持つ経路長が  $V_{max}$  になり、最長経路長を構成しているネットの順序集合を  $VN$  とする。この操作を  $V_{max}$  探索操作と呼ぶ。

この操作を行うとき、もし、チャンネルグラフがサイクルを持つ場合（垂直制約グラフ上のサイクルと同一）は基本的にドッグレッグを使用して解決する<sup>10</sup>。

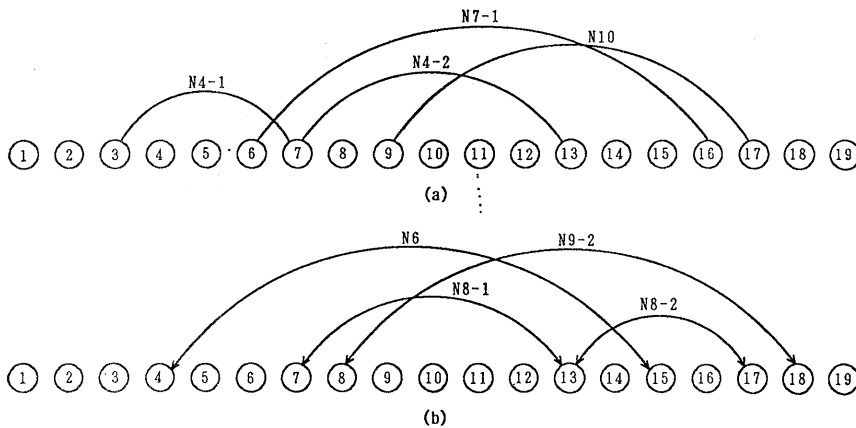


図 10 新しく構成された集合  $UN$  と集合  $LN$   
 Fig. 10 New elements of 'set  $UN$ ' and 'set  $LN$ '.

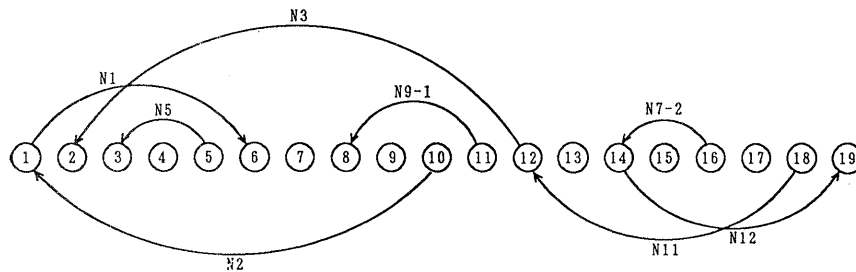


図 11 新しく構成された集合  $CN$   
 Fig. 11 New elements of 'set  $CN$ '.

以上のように定義した一つの集合と三つの操作を用いて、「 $D_{\max}/2 \geq V_{\max}$ 」を満足するまで  $V_{\max}$  を削減するアルゴリズムを以下に述べる。

#### { $V_{\max}$ 削減アルゴリズム}

- Step 1: 順序集合  $V_N$  の要素と定義1の集合  $M_N$  の要素の共通集合  $COM$  を求める。
- Step 2: 集合  $COM$  が空集合ならばアルゴリズムを終了し、空集合でなければ次の処理を行う。
- Step 3: 集合  $COM$  の要素から、順序集合  $V_N$  の中心、または、なるべく中心付近にある要素を選択する。そして、選択した要素を取り除くことにより集合  $COM$  を更新する。
- Step 4: 選択したネットを操作1を用いて変更し、順序集合  $V_N$  を分割する。そして、 $V_{\max}$  と順序集合  $V_N$  をそれぞれ更新する。
- Step 5: 操作2を適用し、集合  $C_N$ ,  $U_N$ ,  $L_N$  のうち該当する  $D_{\max}$  を更新する。
- Step 6: 操作3を行い、新しい  $V_{\max}$  と順序集合  $V_N$  を求める。
- Step 7: 集合  $C_N$  における「 $D_{\max}/2 \geq V_{\max}$ 」を満足すれば終了し、そうでなければ Step 1 に戻る。

図8の場合 ( $u=3$ ,  $l=3$  の仮定下で), 「 $D_{\max}/2 = 2$ ,  $V_{\max}=4$  (順序集合  $V_N = \{N2, N1, N7-1, N12\}$ )」であるから,  $V_{\max}$  削減アルゴリズムを適用すると  $N7-1$  は図9 (a)から (b)のように変更される。そして、それに伴って  $V_{\max}$  も更新され,  $V_{\max}=3$  (順序集合  $V_N = \{N9-2, N11, N3\}$ ) になるから, 再び,  $V_{\max}$  削減アルゴリズムを適用すると  $N9-2$  が図9 (b)のように変更される。その結果, 新しく構成された集合  $U_N$ , 集合  $L_N$ , 集合  $C_N$  のチャンネルグラフはそれぞれ図10 (a), (b)と, 図11になる。この場合,  $UND_{\max}=u=3$ ,  $LND_{\max}=l=3$ ,  $C_N$  の「 $D_{\max}/2 = V_{\max}=2$ 」であるからすべての条件を満足する。

一方, 実際はほとんどありえないが,  $V_{\max}$  削減アルゴリズムによって  $V_{\max}$  が必ず「 $D_{\max}/2 \geq V_{\max}$ 」を満足するまで削減できるという保証はないので, そのとき, すなわち, Step 2 でアルゴリズムが終了した場合は,  $V_{\max}$  を構成しているネットの中で, 一つのネットを, ドッグレッグを使用して配線することにより  $V_{\max}$  を削減する<sup>10)</sup>。

## 6. セル列上領域配線

前節で分割された集合  $U_N$ , 集合  $L_N$ , 集合  $C_N$  はおのおの別の領域に割り当てるので, 本節ではまず上側, 下側セル列上領域に割り当てられる集合  $U_N$  と集合  $L_N$  のトラック割当てについて述べ, 集合  $C_N$  に関するトラック割当ては次の節で述べる。

上側セル列上領域 (下側セル列上領域) に配線することが決定したネットの集合  $U_N$  (集合  $L_N$ ) に属するネットは, 制約条件  $UND_{\max} \leq u$  ( $LND_{\max} \leq l$ ) を満足し, かつ, ネット間の垂直制約は存在しないので, 水平制約だけを考慮してトラックを割り当てる。

したがって, 本手法では文献10)のアルゴリズムの一部, ‘一つのネットグループ選択アルゴリズム’を用いて, あるトラックに割り当てて一つのネットグループを順次選択する方式で処理する。

## 7. チャンネル領域配線

チャンネル領域に配線する集合  $C_N$  に属するネットは, 「 $D_{\max}/2 \geq V_{\max}$ 」を満足している一般的な3層チャンネル配線問題と同じであるから, 本手法では文献10)の3層チャンネル配線アルゴリズムを使用する。この場合は, チャンネル領域に配線するネットの集合  $C_N$  からなるチャンネルグラフにおいて, 3節で述べた枝の重みを用いて, 3層チャンネル配線アルゴリズムにより各トラックに対して第1層, 第3層の順でネットグループを選択し配線を行う。

図12は例題として述べた入力ネット (図3)を用いて, 上側, 下側セル列上領域の配線及びチャンネル領域の配線が完了した結果である。

## 8. 実験結果

本手法を, いくつかのベンチマークデータに適用した実験結果を表1に示す。Yoshimura & Kuh<sup>1)</sup>の例題 3a, 3b, 3c と, よく知られている Deutsch's difficult 例題に対して, セル列上領域に配線をしない

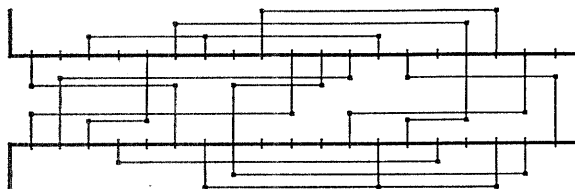


図12 入力ネットの配線結果  
Fig. 12 Routing results of an example.



3層チャンネル配線結果<sup>9),10)</sup>と本手法の配線結果を比較した。文献8), 10)の結果は、すべての例題に対して3層チャンネル配線のトラック数の下限値(最適値)になっていることを示している。与えられるパラメータ  $u$  と  $l$  の上限値は公開されていないが、文献16)の実験結

果からの類推で、ここでは、上側と下側セル列上領域に配線できるトラック数を7までに制限した。制限されたパラメータの下で、チャンネル領域の配線トラック数は、使用した例題に対して、平均 58% 程度削減できる良好な結果が得られた。また、パラメータ  $u$  ,  $l$

表 1 セル列上領域配線を用いない3層チャンネル配線結果と本手法とのトラック数の比較

Table 1 Comparison of tracks on conventional three-layer channel router (unused over-the-cell) and our method.

EXAMPLE	DENSITY	3-LAYER RESULTS [8],[10]: OPTIMUM	OUR METHOD		
			CHANNEL	OVER-THE-CELL	
				UPPER	LOWER
YK 3 a	15	8	3	6	5
YK 3 b	17	9	3	7	6
YK 3 c	18	9	4	6	6
DEUTSCH'S DIFFICULTS	19	10	5	6	7

表 2  $V_{max}$  削減の有無によるチャンネル領域トラック数の比較  
Table 2 Comparison of tracks in channel area.

EXAMPLE	$D_{max}$ OF CHANNEL AREA	NUMBER OF TRACKS	
		WITHOUT $V_{max}$ -REDUCTION	WITH $V_{max}$ -REDUCTION
YK 3 a	6	3	3
YK 3 b	6	5	3
YK 3 c	8	5	4
DEUTSCH'S DIFFICULTS	10	7	5

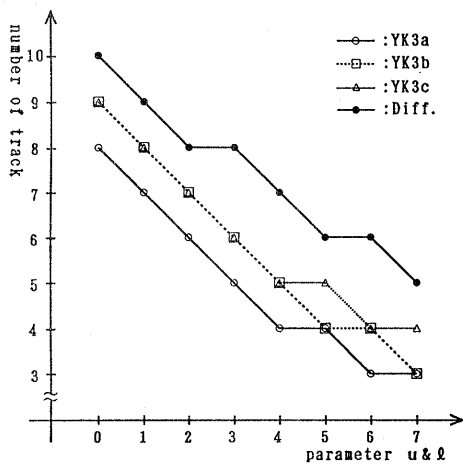


図 13 パラメータ  $u$  ,  $l$  に対するチャンネルのトラック数  
Fig. 13 Number of track (channel) for parameters ( $u, l$ ).

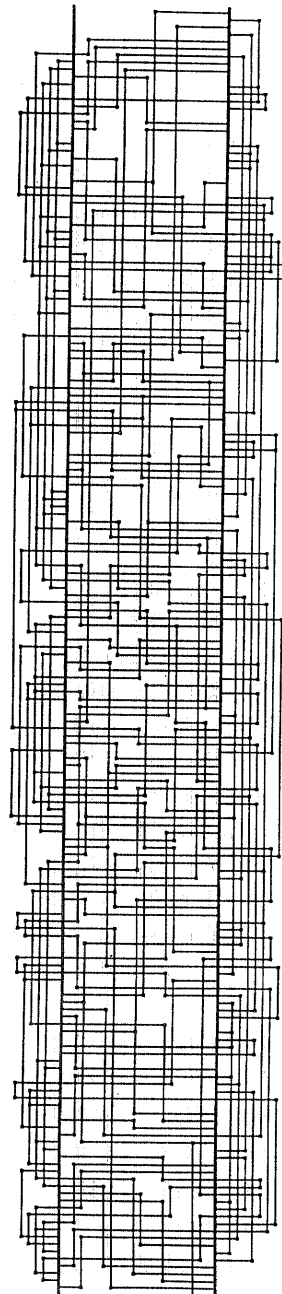


図 14 Deutsch's difficult 例題の配線結果  
Fig. 14 Our solution to Deutsch's difficult example.

を0~7の各値に固定したとき(ただし,  $u=l$ )のチャンネル領域トラック数を例題別に図13に示す。図により, 上下のセル列上領域の配線トラック数とチャンネル領域の配線トラック数との関係がほぼ線形的に減少することがわかる。

表2では,  $V_{max}$  削減をしていない場合とのチャンネル領域トラック数を比較したものである。表によると,  $V_{max}$  を削減するアルゴリズムにより, チャンネル領域配線トラック数を「 $D_{max}/2$ 」まで削減できることがわかる。これは  $V_{max}$  削減を行わないアルゴリズムと比較して, トラック数が約22%程度減少することを示している。文献17)でも Deutsch's difficult 例題に対する実験を行っている。1章に述べたように, 厳密な比較はできないが, トラック数だけを比較した場合, チャンネル領域のトラック数は本実験で  $V_{max}$  を削減していない場合と同じ7である。それに対して, 本手法では5であり, より効果的なトラック数の削減が実現されている。図14は本手法を用いて配線した Deutsch's difficult 例題の配線結果である。

## 9. おわりに

本論文では3層配線におけるチャンネルグラフを用いたセル列上領域配線手法を提案した。提案手法により, セル列上領域を用いない場合に比較して, チャンネル領域のトラック数を平均58%程度削減できることを示した。また, チャンネル領域に配線するネットの  $V_{max}$  を削減することにより, チャンネル領域のトラック数を「 $D_{max}/2$ 」まで効果的に減らすことができ, 削減していない場合に比較して, トラック数が約22%程度減少することを示した。

したがって, 3層チャンネル配線において, セル列上領域を有効に使用することにより, チャンネル配線トラック数を大幅に削減でき, チャンネルグラフを用いた本手法の有効性が確かめられた。

今後の課題は本アルゴリズムを拡張して3層以上の任意の多層でも適用でき, さらに様々な制約条件付きの配線問題にも対応可能なアルゴリズムを開発することである。

謝辞 日頃有益なるご討論御助言をいただいている本大学電気電子工学科倉田是教授に感謝致します。

## 参考文献

- 1) Yoshimura, T. and Kuh, E. S.: Efficient Algorithm for Channel Routing, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst.*, Vol. CAD-1, No. 1, pp. 25-35 (1982).
- 2) Burstein, M.: Hierarchical Channel Router, *Proc. 20th DA Conf.*, pp. 591-597 (1983).
- 3) Yoshimura, T.: An Efficient Channel Router, *Proc. 21st DA Conf.*, pp. 38-44 (1984).
- 4) Chen, Y.K. and Liu, M.L.: Three Layer Channel Routing, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits Syst.*, Vol. CAD-3, No. 2, pp. 156-163 (1984).
- 5) Bruell, P. and Sun, P.: A 'greedy' Three Layer Channel Router, *Proc. ICCAD-85*, pp. 298-300 (1985).
- 6) Enbody, R. J. and Du, H. C.: Near Optimal n-layer Channel Routing, *Proc. 23rd DA Conf.*, pp. 708-714 (1986).
- 7) Braun, D. et al.: Chameleon: A New Multi-Layer Channel Router, *Proc. 23rd DA Conf.*, pp. 495-502 (1986).
- 8) Cong, J., Wong, D. F. and Liu, C. L.: A New Approach to Three or Four-Layer Channel Routing, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst.*, Vol. CAD-7, No. 10, pp. 1094-1104 (1988).
- 9) 李 丙鎬, 須貝康雄, 平田廣則: 重み付けグラフからのシードネット抽出に基づく3層チャンネル配線手法, 信学技報, VLD 90-65 (1990).
- 10) 李 丙鎬, 須貝康雄, 平田廣則: ビア衝突の発生を抑制する効率的3層チャンネル配線手法, 信学論(A), Vol. J75-A, No. 1, pp. 56-64 (1992).
- 11) Deutsch, D. and Glick, P.: An Over-the-cell Router, *Proc. 17th DA Conf.*, pp. 32-39 (1980).
- 12) Krohn, H.: An Over-the-cell Gate Array Channel Router, *Proc. 20th DA Conf.*, pp. 665-670 (1983).
- 13) Shiraiishi, Y. and Sakemi, Y.: A Permeation Router, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst.*, Vol. CAD-6, No. 3, pp. 462-471 (1987).
- 14) Cong, J., Preas, B. and Liu, C. L.: General Models and Algorithms for Over-the-cell Routing in Standard Cell Design, *Proc. 27th DA Conf.*, pp. 709-715 (1990).
- 15) Cong, J. and Liu, C. L.: Over-the-cell Channel Routing, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst.*, Vol. CAD-9, No. 4, pp. 408-414 (1990).
- 16) 高橋一浩, 小座本登, 寺井正幸: 3層配線における2チャンネルモデルを用いたセル列上配線手法, 情報処理学会シンポジウム論文集, Vol. 91, No. 3, pp. 77-80 (1991).
- 17) Holmes, N. D., Sherwani, N. A. and Sarrafzadeh, M.: Algorithms for Three-layer Over-the-cell Channel Routing, *Proc. ICCAD-91*, pp. 428-431 (1991).
- 18) 李 丙鎬, 須貝康雄, 平田廣則: 3層配線にお

けるチャンネルグラフを用いたセル列上配線, 信学技報, VLD 91-86 (1991).

- 19) Fujii, T., Mima, Y., Matsuda, T. and Yoshimura, T.: A Multi-layer Channel Router with New Style of Over-the-cell Routing, *Proc. 29th DA Conf.*, pp. 585-588 (1992).
- 20) Holmes, N.D., Sherwani, N.A. and Sarrafzadeh, M.: Utilization of Vacant Terminals for Improved Over-the-Cell Channel Routing, *IEEE Trans. Comput.-Aided Des. Integrated Circuits & Syst.*, Vol. CAD-12, No. 6, pp. 780-792 (1993).

(平成 5 年 2 月 12 日受付)

(平成 5 年 11 月 11 日採録)



李 丙鏞

昭和 50 年 (韓国ソウル) 漢陽大学工科大学電子工学科卒業。昭和 52 年同大学大学院修士課程修了。昭和 54 年韓国電子通信研究所専任研究員, 昭和 56 年同退所。現在, 漢陽大学工学部電子工学科副教授, 千葉大学大学院自然科学研究科。VLSI システム, および, ニューロコンピュータ等の分散システムに興味を持つ。IEEE, 電子情報通信学会, 大韓電子工学会, 韓国情報科学会各会員。



須貝 康雄 (正会員)

昭和 60 年東京工業大学大学院理工学研究科情報工学専攻博士課程修了。昭和 61 年千葉大学工学部助手, 平成 3 年同大学工学部電気電子工学科助教授となり現在に至る。VLSI システム, 生態システム等の大規模システム, および, ニューロコンピュータ等の分散システムの研究に従事。工学博士。電気学会, 計測自動制御学会, 電子情報通信学会, 日本ロボット学会各会員。



平田 廣則 (正会員)

昭和 51 年東京工業大学大学院博士課程電気工学専攻修了。同年千葉大学工学部助手, 昭和 56 年同助教授となり現在に至る。大規模システムのモデリング, 解析と設計, 特に生態システム, VLSI レイアウト, ならびに分散型コンピュータの基礎的理論に興味を持つ。工学博士。IEEE, ISEM, INNS, 電気学会, 電子情報通信学会, 計測自動制御学会, システム制御情報学会各会員。