5S－8

グリッドフリー配線に対する分枝限定アルゴリズム

鶴崎 宏亀　宮下 孝幸　中森 眞理雄

東京農工大学

1. はじめに

本稿では集積回路のレイアウトにおける重要な問題の1つであるチャネル配線問題に対する分枝限定アルゴリズムを考察する．[1]のアルゴリズムをグリッドフリーチャネル配線に適用した場合の定式化を示す．また、セル列に凹凸がある場合、チャネルが配線禁止領域を持つ場合などのような制約条件に対する定式化も示す．

2. チャネル配線問題の定式化

対象は幹線支線方式の2層配線のチャネル領域とする（図1）．目標はチャネル幅を最小にすることである．

配線要求は選択グラフを用いて記述することができる．各配線ネットが節点に対応する．もし、2つのネットに上下制約が発生する場合には有向枝を設ける．これを c-arc と呼ぶ．2つのネットに非重複制約がある場合には対応する節点間を無向枝で結ぶ．これを d-arc と呼ぶ．さらに、source と sink の2つの節点を付け加え、source から各節点、各節点から sink へ c-arc を設ける．図1の配線要求に対する選択グラフを図2に示す．なお、グラフの枝の重みはすべて1とする．source から sink までの最長距離を最小にするように d-arc の向きを定めればその組合せが最適配線になる．

d-arc の向きの与え方は 2^d 通り（d は d-arc の個数）あり、最適な組合せを求める高速な算法は知られていない．最適解を求めるためには分枝限定法等のしらみつぶし的なものを用いるしかない．

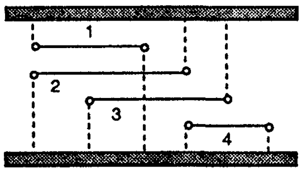

図1　配線要求

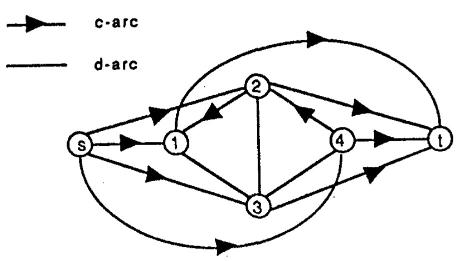

図2　選択グラフ

3. 分枝限定法を用いた最適アルゴリズム

以下のアルゴリズムは、本来 E.Balas がジョブ・ショップ・スケジューリング問題の解法として提案したもの[1]を、本稿の問題に適するように修正したものである．

STEP1: 初期グラフを作成する．このとき有向閉路ができないよう注意する．この時点での d-arc はすべて向き“自由”とする．また、暫定解 F の初期値として F=∞ とする．

STEP2: c-arc と向きが“固定”である d-arc からなるグラフを G' とする．G' における最長距離 f(G') を求める．もし、f(G') ≧ F であれば新しいグラフをスタックからポップする．

STEP3: 選択グラフ G の最長距離 f(G) を求める．もし、f(G) ＜ F であれば F=f(G) とする．

STEP4: G の最長距離経路上における d-arc のうちで、“自由”なものを求める．その d-arc の向きを順次反転させ、いくつかの子グラフをつくる．向きが反転した d-arc は“固定”とする．もし、最長距離経路上に“自由”の d-arc がない場合には STEP6 に進む．

STEP5: 子グラフの中で、最長距離が最小になりそうなものから優先順位をつけ、順位の低いものからスタックにプッシュする．

STEP6: スタックからグラフをポップする．スタックが空であれば探索を終了する．その時点での F が最適解である．

4. グリッドフリー配線法における定式化

従来のチャネル配線モデルはあらかじめグリッドと呼ばれる正方格子上で配線を行っていた．このようなグリッドベースの場合、算法の実現が容易である反面、最大のクリアランスを格子間隔として用いるために配線領域の増大を生じる．そこで、最低限のクリアランスを満たすように配線を行うことで配線領域の削減をはかるのがグリッドフリー配線法である[3]．

ここでは簡単のため垂直方向のクリアランスしか考慮しない．すなわち端子の間隔は必要とするクリアランスのうち最大のものを満たしているとする．クリアランスとして次の3つを導入する．

VCC ： ビア対ビアクリアランス
VCL ： ビア対ラインクリアランス
VCCS： ビア対セル列クリアランス

A Branch and Bound Algorithm for Grid-Free Channel Routing

Koki Tsurusaki, Takayuki Miyashita, Mario Nakamori

Department of Computer Science, Tokyo University of Agriculture and Technology

この３つのクリアランスを選択グラフで表現する．

c-arc ： 重みとして VCC を割り当てる

d-arc ： 重みとして VCL を割り当てる

ただし、source から各節点、各節点から sink への c-arc には VCCS を割り当てる．重みを割り当てた選択グラフにおいて source から sink までの最長距離が最小になるように d-arc の向きを定めるのがグリッドフリー配線問題であり、グリッドベースと同様に Balas のアルゴリズムを用いることができる．また、グリッドベースのチャネル配線法のために開発された強力な限定操作法[2]も簡単な変更で適用できる．

5.凹凸領域を持つ場合の定式化

ビルディングブロック型のようなセル列に凹凸があり、配線領域が不規則な場合も選択グラフで記述できる．簡単のため、前提条件として VCCS=VCC とする．グリッドフリー配線法で重みとして VCCS を割り当てていた source から各節点、各節点から sink への c-arc に各セルからの凹凸の幅を重みとして割り当てる．すなわち、ネットが接続するセルのなかで、最も深い位置にあるセルの深さからもっとも浅い位置にあるセルの深さに VCC を加えたものが c-arc の重みになる（図３）．

6.配線禁止領域の定式化

配線禁止領域がチャネル領域にある場合を考える．配線禁止領域内に上下同時に端子を持つネットは考慮しない．選択グラフに配線禁止領域の数だけ疑似の頂点を付け加える．疑似の頂点に接続する枝の重みはすべて配線禁止領域の垂直方向の幅の 1/2 とする．ネットの支線部分が禁止領域を横切る可能性のある節点に接続する枝は c-arc とし、可能性のない節点に接続する枝は d-arc とする（図４）．グリッドフリー配線のため、配線禁止領域の垂直方向の幅は任意に設定が可能である．

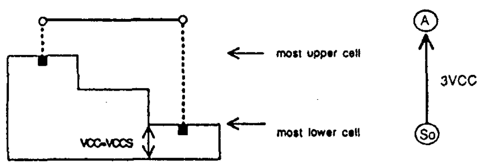

図３　凹凸の選択グラフでの表現

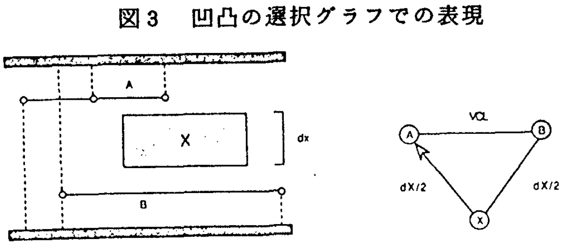

図４　配線禁止領域の選択グラフでの表現

8.実行結果の例

VCC と VCL,VCCS とのクリアランスピッチの比が大きくなるに従って列挙数は減少する傾向がある．特に、ピッチの比が２になると、最長距離経路上に c-arc が多くなるのでグラフの列挙数が飛躍的に減少する場合がある．ただし、この場合の最適解が他のクリアランスピッチの最適解での配線レイアウトになるとは限らない．

表１に実行結果の例を示す．VCC=VCL=VCCS=8 の場合はグリッドベースと同じである．列挙数で 10000 のチャネル幅はグラフの列挙数を１万回で打ち切ったときの暫定解である．チャネル幅の減少率は最高でクリアランスピッチの比になる．しかし、グリッドベースの最長距離経路上に c-arc が多いような配線要求に対しては多くのチャネル幅の減少は望めない．

data 1

ピッチ	列挙数	チャネル幅	減少率
8:8	8286	64 (pitch)	
8:7	7682	48 (pitch)	12.5(%)
8:5	5483	40 (pitch)	37.5(%)
8:4	1119	32 (pitch)	50.0(%)

data 2 [4]

ピッチ	列挙数	チャネル幅	減少率
8:8	10000	296 (pitch)	
8:7	10000	272 (pitch)	2.4(%)
8:5	10000	257 (pitch)	13.2(%)
8:4	102	240 (pitch)	18.9(%)

（注：ピッチは VCC:VCL=VCCS ）

表１　グリッドフリー算法の実行結果

9.おわりに

グリッドフリー配線に対する分枝限定アルゴリズムにおける定式化を示した．種々の制約条件下においても選択グラフによる記述が可能であり、分枝限定法によって最適解を求めることができる．また、グリッドベースの場合の分枝限定法とほとんど算法の変更点がないので、計算の手間もほとんど変わらないものになった．

今後は、多層チャネル配線における分枝限定アルゴリズムの考案が課題である．

参考文献

[1] E.Balas,J.Operations Reserach Society of America,Vol.17,pp.941-954 (1969).

[2]中森他、信学会論文誌、Vol.J71-A, No.10,pp.1973-1975 (1988).

[3] H.H.Chen et.al,IEEE Trans. CAD, Vol.CAD-5, No4. pp.459-465 (1986).

[4] D.N.Deutsch, in Proc. 20th DAC, pp.591-597 (1983).