

5 E-1

動的ネット重み調整によるタイミング保証ミニカット配置手法

松崎 日出夫、高橋 一浩、寺井 正幸

三菱電機(株) カスタムLSI設計技術開発センター

1. はじめに

回路中の信号伝搬遅延は、論理ゲート内部の遅延と、論理ゲート間の配線により生じる遅延とから成るが、LSI中の素子の微細化に伴い、後者の割合が増加している。その結果、遅延値がレイアウト結果に大きく依存するため、配線遅延を考慮せずにレイアウト設計を行なうと、回路がタイミングエラーを生じる場合が多い。

このような問題に対して、配線遅延を考慮したレイアウト設計を行なう方法がいくつか提案されている^{[1]-[3]}。その中で重み付けによりクリティカルネットの線長を短くする方法が、実現が容易であることからよく用いられる^[1]。しかし、この方法には、ネットの重みの値とレイアウト後の配線長との間に定量的な関係がないため重みの値の設定が難しいという問題がある。重みが小さすぎると、タイミングエラーが生じ、大きすぎると重み付けしたネットの配線長を必要以上に短くして、局所的な配線混雑を増加させることがある。そのため、タイミングエラーのないレイアウト結果を得るのに、重みの値を変更しながら何度もレイアウトを繰り返す必要があり、設計期間増大の要因になっている。

本論文では、上記のようなネットの重み付け手法の問題点を解決するために、ネットの重みを動的に調整する機能を付加したタイミング保証min-cut配置手法を提案する。

2. タイミング制約

本論文で対象とするタイミング制約は、バスの遅延値の上限として与えられるものとする。その上限値は予め、各ネットの駆動ゲートの駆動能力とファンアウト数などに基づき、バス中の各ネットの配線容量の上限制約に変換する。そしてさらに、実寸ではなく水平、垂直方向の単位長さあたりの容量で補正した長さの単位を用い、ファンアウト数に依存する係数で補正することで、この配線容量の上限値を、ネットに接続する全セルを含む最小矩形の半周長(以下、これを仮想配線長とよぶ)の上限に変換する。従って以下の説明では、タイミング制約とは各ネットの仮想配線長の上限であるとする。

3. 提案する配置手法

本文で扱う配置問題はタイミング制約を満たすように回路中の各セルをチップ上のスロットに割り付けることである。セルは全て等サイズとし、チップ上にアレイ状に並んだスロットのうち、任意の1つの上に置けるものとする。

本手法ではネットに重み付けをするmin-cut法を用いる。min-cut法^[4]では、最初ブロックはチップ全体のスロット集合であり、ここに回路中の全セルが割り付けられる。次にチップ上に設けたカットラインによりブロックと、そこに割り付けられるセル集合の分割を各ブロックが1スロットだけを含むようになるまで繰り返して、各セルの配置位置を決定する。分割はカットラインを横切るネットの数(カット数)が最小になるように行なうため、局所的な配線混雑が少なくなる。

min-cut法におけるネットの重み付けとは、重み付けされたネットがカットラインを横切った場合に、重みの本数分のネットがカットラインを横切ったと仮定してカット数を計算すること

である。以下では、重みを考慮しない場合と考慮した場合のカット数をそれぞれ、真のカット数、見かけのカット数とよぶ。重み付けしたmin-cut法では見かけのカット数を評価関数として用いるが、配置結果としては、タイミング制約を満足し、かつ真のカット数の総和が最も小さい配置結果が良い配置結果である。

min-cut法の場合、最後の分割が終了するまで各セルの位置は定まらず、途中の分割の時点では、セルが割り付けられたブロックの位置と大きさのみがわかる。ブロックの位置と大きさから各セルの配置され得る範囲がわかるので、それをういてネットの仮想配線長のとり得る値の範囲が求められる。分割の度にブロックは小さくなり、仮想配線長の取り得る値の範囲も狭まってくる。その結果、制約の満足、違反が分割の途中で確定する場合もある。

固定の重み付け手法では、そのような途中の分割結果の情報を利用せず、各分割でネットの重みは不変であるので、制約の満足が確定した後の分割でも重みの影響が生じ、真のカット数が最小となる解が得られなくなる。

本論文で提案する配置手法では、次章で述べるように、分割の度に、各クリティカルネットの仮想配線長の取り得る値の範囲に基づいて、重みを自動で計算する。その結果、タイミング制約を満足し、かつ真のカット数が小さい配置結果が得られる。

4. 重みの計算方法

4.1 重み計算式

min-cut配置の途中のある段階におけるネットnの重み w_n は次式により求める。

$$w_n = 1 + k_n \cdot \Omega_n \quad (1)$$

ここで、 k_n ($0 \leq k_n \leq 1$) はネットの仮想配線長の取り得る値の範囲と仮想配線長上限から定まる係数(重み係数)である。 Ω_n は、nに接続するセルを含むブロックの分割結果がカット数最小状態においてnがカットされないことを保証するような重みの値であり最大付加重みと呼ぶ。 k_n 、 Ω_n はそれぞれ、4.2、4.3節で定義する。

4.2 重み係数の計算

ネットnに接続するセルを c_1, c_2, \dots, c_s とし、 c_i が割り付けられているブロックを B_i とする($B_1 \sim B_s$ は重複することもある)。このとき、nの仮想配線長Lのとり得る値の最大値 L_{max} は $B_1 \sim B_s$ を全て含む最小矩形領域の半周長であり、最小値 L_{min} は $B_1 \sim B_s$ 全てと少なくとも一部分の領域を共有する最小矩形領域の半周長である。最初の分割を行なう前($B_1 = B_2 = \dots = B_s =$ チップ全体)は、 $L_{min} (= 0) < L_{max} (=$ チップの半周長)であり、最後の分割を行なった後は、 $L_{min} = L_{max} = L$ になる。その間、分割の度に L_{min} は増加し、 L_{max} は減少する。例えば、図1に示すような分割状態から、ブロック B_3 を分割する場合、セル c_3 がカットラインの左側に割り付けられた場合、 L_{max} が小さくなり、右側に割り付けられた場合、 L_{min} が大きくなる。従ってネットの線長上限値を L_{lim} とすると、 $L_{lim} < L_{min}$ になると制約が満足されることが確定し、 $L_{lim} > L_{max}$ になると制約が満足されることが確定する。重み係数 k は L_{min} 、 L_{max} に基づいて分割の度に更新する。

クリティカルネットの余裕度を

$$r = (L_{lim} - L_{min}) / (L_{max} - L_{min})$$

とする。nに接続するセルを含むブロックBを B' と B'' に分割する

Min-Cut based Timing Driven Placement Method with Dynamic Net Weight Control

Hideo MATSUZAKI, Kazuhiro TAKAHASHI, Masayuki TERAJ
Mitsubishi Electric Corp. ASIC Design Engineering Center

場合、B内のnに接続するセル全てがB' (B'') 側に割り付けられたと仮定したときの余裕度をr' (r'') とする。分割でnがカットされた場合に、制約を満足する可能性が低くなる度合いが大きいほど、ネットnの重み係数kが大きい値をとることが望ましいので、kを以下のように定める。(0 ≤ k ≤ 1)

$$k = \frac{|r' - r''|}{\max(r', r'')} \quad (r' > 0 \text{ かつ } r'' > 0)$$

$$1 \quad (r' \leq 0 \text{ または } r'' \leq 0)$$

ここで、r'とr''の差が大きくなればなるほどBの分割によるタイミング制約を満す可能性の変化は大きいと考えられるので、r' > 0、r'' > 0でk = |r' - r''| / max(r', r'')とした。

4.3 最大付加重みの計算

ネットの最大付加重みの値は、そのネットを含むクリティカルパス中の他のネットの最大付加重みの値に依存し、その定義はクリティカルパスの状態により異なる。配置の途中のある段階におけるクリティカルパスの状態は図2に示すように、次の3通りのいずれかに分類される。

- 状態1. パス中の各ネットに接続されるセル全てが分割しようとしているブロックB内にある場合
- 状態2. パス中の各ネットに接続されるセルのうち、ブロックBの外にあるセルがあり、かつそのようなセルがカットラインに対してどちらか一方の側のみにある場合
- 状態3. パス中の各ネットに接続されるセルのうち、ブロックBの外にあるセルがあり、かつそのようなセルがカットラインに対してどちらの側にもある場合

以下に各々の状態に対する最大付加重みの計算方法を示す。

(1) 状態1

パスを構成するネットのうち、B内に含まれるものを信号の伝搬順にn1、n2、...、nmとする。各々のネットの最大付加重みをΩ1、Ω2、...、Ωmとし、niとni+1に接続するセルをci、ci+1に接続するネットの集合をNiとする。

パスが2つ以上のネットからなる場合、以下のように最大付加重みを計算する。

まず、Ω1、Ωmを次式で求める。
 $\Omega_1 = n_1$ と隣合うネット (Niを除く) の重みの総和
 $\Omega_m = n_m$ と隣合うネット (Nm-1を除く) の重みの総和
 ここで、ネットが隣合うとは共通のセルに接続することをいう。次にi = 1、j = mとし、i < jの間以下を繰り返す。
 if (Ωi ≤ Ωj) {
 i = i + 1
 Ωi = niと隣合うネット (Niを除く) の重みの総和
 } else {
 j = j - 1
 Ωj = njと隣合うネット (Nj-1を除く) の重みの総和
 }

ブロックサイズがそこに割り付けられたセルサイズの総和より大きくなければならないというサイズ制約を考慮しない場合、上式の重みは、カット数最小となる分割においてni (ni) に接続される全セルがci (ci-1) と同じ側のブロックに割り付けられた状態になることを保証するものである。例えば、図3 (a) のように重みなしの場合のカット数最小の分割結果において、niに接続するci以外のセルが全てciと反対側に割り付けられる場合でも、このような重みの値を設定することにより同

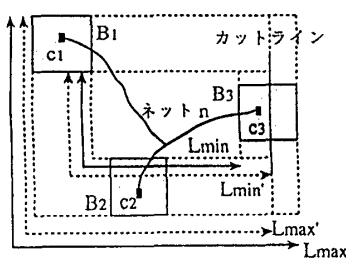


図1. 重み係数決定のためのパラメータ

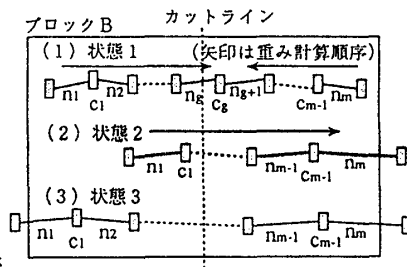


図2. パス制約に対する最大付加重み計算順序

図 (b) のようになり、カット数最小の分割結果においてniはカットされない。従って、最後に重みが計算された2つのネットをng、ng+1とすると、カット数最小となる分割において、各niに接続するセル全てがcgと同じ側のブロックに割り付けられる。

パスが1本のネットnからなる場合の最大付加重みΩは

$$\Omega = n \text{ と隣合うネット全ての重みの総和} / 2$$

とする。(nに接続する全セルをB' (B'') 側に移動した場合のカット数の増加をΔ' (Δ'') とすると、

$$\Delta' + \Delta'' \leq n \text{ と隣合うネット全ての重みの総和}$$

であるからΩはΔ'、Δ''の少なくとも一方よりは大きい。よって、カット数最小となる分割においてnがカットされない状態がカット数最小になる。))

(2) 状態2

状態2ではni、nmのどちらか一方のみがBの境界(カットライン)と交差する。Ωの計算はni、nmのうち、Bの境界と交差しない方から順に(1)と同様の手法で計算する。その結果、Bをni、nmのどちらかが交差する境界がある側のブロックにn1~nmのいずれかと接続するセル全てが割り付けられる。

(3) 状態3

状態1と2のようにブロックBの分割時にパス上の全セルをカットラインの一方の側に集めることはできないので、配置結果においてパスがBと交差する各カットラインを高々一回横切るようになることを目指す。パス中の各ネットn1、n2、...、nmをそれぞれ単一ネットからなるパスと考える。すると、各単一ネットからなるパスは状態1または状態2になる。よって(1)または(2)の方法で、最大付加重みを計算できる。そのとき、元のパス中の他のネットの重みが1であるものと仮定する。実際には1ではないので、カット数最小の分割においてカットされないという保証は無いが、状態3は分割によりブロックが小さくなったときに発生することが多く、このとき多くのネットは、制約満足が確定し、重み係数kが0になり、重みが1になるため、制約違反が生じる可能性は小さい。

5. まとめ

min-cut法による配置において、ネットの重みを動的に調節することで、タイミング制約を満足し、かつmin-cut法の目的であるカット数最小の配置結果を得る方法を提案した。現在、3層配線の大規模CMOS Sea-of-gate arrayを用いた実験によりその有効性を確認している。

謝辞 御指導頂いた、当社 佐藤興二部長に感謝いたします。

参考文献

- [1] M.Burstein, and M.N.Youssef, "TIMING INFLUENCED LAYOUT DESIGN", Proc. 22nd DAC, 1985
- [2] M.A.B.Jackson, and E.S.Kuh, "Performance-Driven Placement of Cell Based IC's", Proc. 26th DAC, 1989
- [3] M.Terai, K.Takahashi, and K.Sato, "A New Min-Cut Placement Algorithm for Timing Assurance Layout Design Meeting Net Length Constraint", Proc. 27th DAC, 1990
- [4] M.A.Breuer, "Min-cut placement", J.Design and Fault-Tolerant Computing, vol.1, no. 4, October 1977

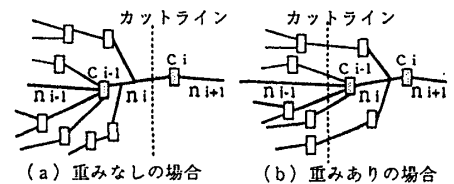


図3. 最大付加重みを用いたときの効果