

並列マシン Cenju2 上の LSI ルーター — PROTON2 —

3C-6

山内 宗 石塚昭夫

中田登志之 高見沢一彦 小池誠彦

日本電気(株)

1 概要

本論文では、我々が開発した以下の特徴を持つ並列 LSI ルーター PROTON2 について述べる。

- 障害物の周囲に生成したエスケープ・ライン(EL)から重み付き無向グラフを生成し、そのグラフ上で最短径路を探索する高速最短径路探索アルゴリズム
- 領域分割に基づく並列性と概略配線径路に基づくネット間並列性の抽出
- 概略配線径路やネットを構成するピン数に基づく負荷量の見積りに従った静的なスケジューリング
- 分散共有メモリ型 MIMD 型の並列マシン Cenju2 上で動く並列ルーター
- 種々の複雑なデザイン・ルールを持つ多層配線層のチャネルレス・ゲートアレイを配線対象とする詳細配線

2 基本配線アルゴリズム

PROTON2 では、図 1 に示す様に、障害物の周囲に生成したエスケープ・ラインの交点を頂点とし、頂点間の物理的な距離を枝の重みとする無向グラフを生成し、その上で Dijkstra のアルゴリズムを用いて端子間の最短配線径路を求める(この際、端子からも探索線を生成して、端子をグラフに含んでおく)新たな配線アルゴリズムを考案した。

3 並列化手法

配線処理には、領域分割に基づく並列性、ネット内並列性及びネット間並列性の3つのレベルの並列性が内在すると考えられる。PROTON2 では、(1) ネット内並列性の粒度は小さ過ぎる、(2) ネット内並列性を用いると配線径路の質(配線長等)を高く保つことが困難、の二つの理由から、領域分割に基づく並列性とネット間並列性のみを用いることとした。エスケープ・ラインの生成と更新は領域分割に基づく並列性を用い、グラフの生成、配線径路の探索はネット間並列性を用いている。

3.1 領域分割に基づく並列性

エスケープ・ラインの生成や更新は配線領域に存在する障害物の情報のみで可能なので、配線領域の分割に基づく並列性を用いるのが適している。各配線層の配線方向(主軸方向)にそって配線領域を帯状に分割し、各プロセッサ(PE)は、自分が担当する領域内のエスケープ・ラインを生成、更新する。

PROTON2: A Parallel LSI Router on the MIMD Parallel Machine Cenju2

Tsukasa YAMAUCHI, Toshiyuki NAKATA, Akio ISHIZUKA, Kazuhiko TAKAMIZAWA, Nobuhiko KOIKE

NEC Corporation

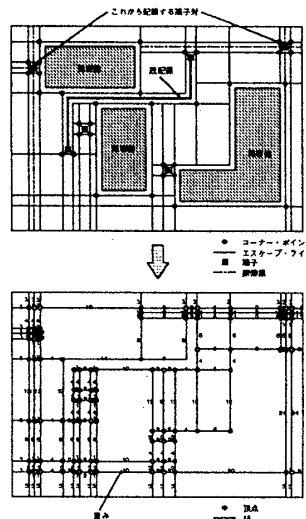


図 1: エスケープ・ライン、重み付き無向グラフ生成

3.2 ネット間並列性

一般的に、LSI の自動配線は概略配線と詳細配線の二つのフェーズで構成されていることが多い。そして、詳細配線は概略配線の領域内で行なわれるので、概略配線領域が重ならないネットは同時に詳細配線処理を行なうことが可能である。そこで PROTON2 では、概略配線の領域が重ならないそれらのネットを並列に配線することにより、ネット間の並列性を引き出している。

具体的には、グラフの生成、配線径路の探索にネット間の並列性を用いる。しかし、エスケープ・ラインの生成、更新は領域分割に基づく並列性を用いており、グラフの生成、配線径路の探索に必要なエスケープ・ラインは各 PE が分散して保持している。従って、あるネットに関してグラフの生成、配線径路の探索を行なう場合には、(1) 必要なエスケープ・ラインの転送、(2) 配線結果の分配(エスケープ・ラインの更新のため)、をする必要がある。

3.3 PROTON2 の処理フロー

以上の2種類の並列性を考慮した PROTON2 の処理フローを図 2 に示す。

同時に配線可能なネットのグループを一つの RU (Routing Unit) と呼ぶ。そして各 PE は自分が配線処理をするネットの概略配線径路内に含まれるエスケープ・ライン(EL)を受けとり(EL 転送)、その EL からグラフを生成し径路を探索する。そして、一つの RU に含まれるネットの配線が終わったら全ての PE が同期を取り、配線結果を互いに転送し、領域分割に従ってエスケープ・ラインの更新を行ない、次の RU の配線へと進む。

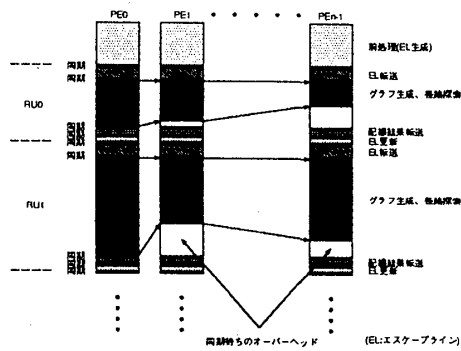


図 2: PROTON2 の処理フロー

3.4 ネット間並列性の抽出

高いネット間並列性を得るためには、同時配線可能なネットのグループ (RU) をどの様子に選ぶかが重要である。各ネット間では概略配線経路の重なり以外には依存関係は無いが、同じ RU 内のネットの配線時間にバラツキがあると、図 2 に示す通り同期待ちオーバーヘッドが大きくなり、処理効率の低下招く。従って、配線時間を見積り、それによって RU のスケジューリングするのが望ましい。なお、スケジューリング方式は負荷 (配線時間) の順にネットをソートし、その順番に同時に配線可能なネットを選ぶという greedy アルゴリズムとした。また、負荷の見積り指標としては、(1) ネットに含まれるピンペア数、(2) ピンペア数×概略配線経路の面積、の 2 種類について評価した。

4 並列マシン Cenju2

PROTON2 を実装した並列マシン Cenju2 は、最大 256 台の要素プロセッサ (PE) を接続可能であり、各 PE はパケット交換の多段網で接続されている。メモリ空間は各 PE に分割された分散共有メモリの構成をとっている。また、各 PE 間の通信、同期は共有メモリや remote procedure call (rpc)、barrier 等を用いて実現することが可能である。

5 PROTON2 の配線結果及び評価

本論文では、ゲートアレイ A (30k ゲート、2 層、5,842 ネット (12,591 ピンペア))、ゲートアレイ B (42k ゲート、3 層、8,368 ネット (17,948 ピンペア)) の二種類のゲートアレイ (ゲート敷き詰め型) を用いて PROTON2 の評価を行なった。

図 3 に台数効果のグラフを示す。これを見ると、どちらのゲートアレイでも、台数効果が 5 倍程度で飽和しているが、これはネットの配線処理時間に 2 桁から 3 桁ものばらつきがあるためである。特に、クロック系等のピンペア数、概略配線経路の面積共に大きなネットが原因となっていると考えられるが、この様な特殊なネットの数は限られており、対象となるゲートアレイの規模が大きくなる (数百 k ~ 数 M ゲート) につれて、逐次部分としての影響は減少すると考えられる。

また、前述の 2 種類のスケジューリングが処理時間にどの様に影響を与えるかについての評価を図 4 に示す。対象はゲートアレイ A である。この結果を見ると、スケジューリングの際の配線時間の見積りに「ピンペア数」を用いた場合よりも「ピンペア数×概略配線経路の面積」を用いた場合の方が台数効果かなり改善され、負荷の指標としてより適していることがわかる。

6 おわりに

本報告では、実用規模のゲートアレイにおいて最短経路を高速に探索するアルゴリズムを提案し、それをネット間並列性に基づいて並列化した LSI ルーター PROTON2 を並列マシン Cenju2 に実装、評価結果について述べた。そして、ネット間の並列性を抽出しスケジューリングする際の配線時間の見積りとしては、「概略配線経路の面積×ピンペア」が適していることがわかり、その見積りに従ってスケジューリングすることによりプロセッサ数 16 台の時に 5.2 倍の台数効果を達成した。

今後の課題としては、より高い台数効果を得るために、動的負荷分散の併用、スケジューリング法の改善等の検討が挙げられる。

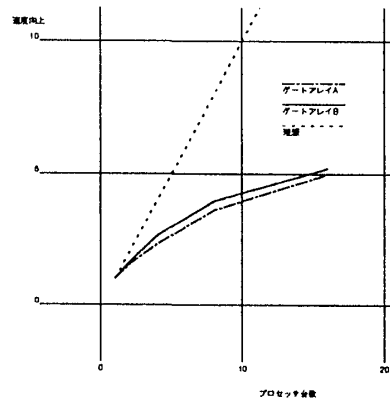


図 3: 台数効果

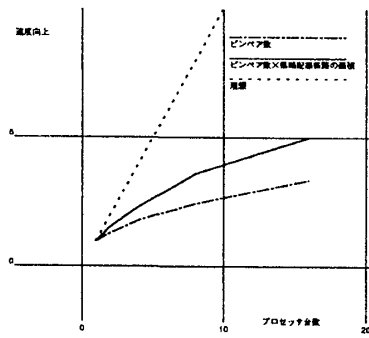


図 4: スケジューリングの効果 (台数効果)

参考文献

[1] T.Yamauchi, A.Ishizuka, T.Nakata, N.Nishiguchi and N.Koike, 'PROTON: A Parallel Detailed Router on an MIMD Parallel Machine', ICCAD-91, pp.340-343 (1991).  
 [2] 山内、中田、石塚、西口、小池、「MIMD 型並列計算機上の LSI ルーター PROTON -」、情処論文誌、Vol.34 No.4、pp.699-707 (1993).  
 [3] 松下、山内、中田、小池、「並列マシン Cenju2 のアーキテクチャ」、情処研報 Vol.92, No.64, pp.17-23, Aug.(1992).