

PIEの単一化プロセッサの パイプライン接続について

2C-8

小池 汎平 , 田中 英彦 , 元岡 達

(東京大学 工学部)

1. はじめに

高並列推論エンジンPIE [1] は、論理型言語をゴール書き換えモデルに基づいて処理し、ゴール間の独立性を高めることによって、OR並列処理におけるオーバーヘッドを最小限にとどめることをねらっている。ゴールの内部表現であるゴールフレーム(GF)は、単一化プロセッサ(UP)により定義節テンプレート(DT)との単一化をほどこされ、この単一化が成功すると、GFとDTから縮退処理により、新しいGFが生成される。

縮退処理に要する手間は、新しく生成されるGFのサイズにほぼ比例するため、解くべき問題の複雑さやプログラムの構造によっては、GFのサイズが非常に大きいものになり、縮退処理の処理時間が大きなオーバーヘッドになってしまう。特にOR並列度の低いプログラムでは、この縮退のオーバーヘッドが無視できないものになると考えられる。実際、試作単一化プロセッサ [2] の場合、縮退の処理にはGF 1セル当り1~2 μ sを要し、縮退の処理時間は単一化の処理時間の4~13倍を要している [3]。

GFのサイズが大きくなることによって生じるオーバーヘッドを防ぐ方法としては、構造データの一部を、GFに含ませずに構造メモリ内に置くことによってGFのサイズを小さくおさえる方法 [4] 等が考えられているが、本報告では、別の観点から縮退のオーバーヘッドを減らす方法として、ゴールの書き換え処理をパイプライン的に行なう手法を検討する。簡単なシミュレーションでは、本方式によって、OR並列度の低いプログラムについても、従来の逐次型推論マシンを越える速度で処理を行なえる可能性のあることが確認された。

2. ゴール書き換えのパイプライン的処理

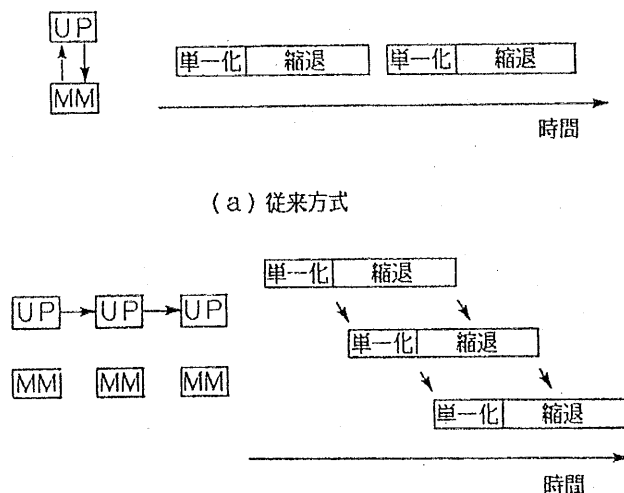
従来の処理方式では、縮退が終了して、新しいGFが完成するまで、生成されたGFに対する次の書き換えは行なわない。この場合、1つのGFに対してなされる書き換え処理は図1(a)のように進んでいく。図からわかるように、縮退の時間が全体の処理時間に大きく影響を及ぼす。

一方、ここで検討するゴールの書き換えをパイ

ライン的に処理する方式では、UP間でのGFの転送はGF単位でなくセル単位で行なわれ、縮退で生成されたセルは生成され次第、順次、次のUPへ転送され、次の単一化に用いられる。

UPは、単一化に成功すると、次にGFを送りつけるUPを決定することによりダイナミックにパイプラインを構成し、縮退処理では、このUPに対して、ネットワークを介してセルを送り出す。縮退で最初に生成されるリテラルの書き換えを次のUPで行なうことにすると、縮退によって新しいGFの生成が始まると同時に次段のUPでの単一化を始めることができる。次段のUPはセルが到着したら、可能な所まで単一化を行ない、到着している分のセルで可能な処理を終えると、次のセルが到着するまで、待ち状態にはいる。

単一化の処理は1リテラル分のセルのみを必要とするので、前段のUPから1リテラル分のセルを受け取ると、次段のUPでの単一化は終了し、UPはその後に送られてくるセルを用いて縮退処理を開始し更に次の段のUPへのセルの転送を始めることができる。このようにパイプライン的に処理を行なう



(b) パイプライン方式

図1 ゴール書き換え処理の進行

場合のGFの書き換えの様子は図1(b)のようになり、1回の書き換えあたりの遅延時間が単一化の時間程度ですむことがわかる。

ゴールの書き換えのパイプライン的処理を行なう場合の単一化及び縮退のアルゴリズムは、従来のアルゴリズム[5]と比べ、

- ・構造データの単一化と縮退を広さ優先で行なう、
- ・変数の内部表現を変えて、変数の初期化を不要にする、

等について変更が必要である。

3. シミュレーション

本方式によるゴール書き換え処理の性能向上の上限を見積もる目的で、シミュレーションを行なった。シミュレーションモデルとしては、試作UPと同程度のマイクロ命令セットを持ったパイプライン処理用のUPを閉塞と遅延のない理想的な結合網で相互接続したモデルを想定している。また、DTはUP内に常駐するものとして、DMからUPへのDTの転送時間は考えず、さらに第1引数の型によりインデクシングがなされ必要最少限のDTのみが単一化に用いられると仮定している。

テストプログラムとして長さ5及び30のリストの反転プログラムを用いた場合の処理に要するマイクロクロック数及び、試作UPにおける同じプログラムでのマイクロクロック数を表1にあげる。また、リスト長30の場合、並列に動作するUPの数は最大で21、平均で約14であった。

表1 シミュレーション結果

リスト長	マイクロクロック数		
	パイプライン方式	試作UP	
5	1612	4811	3倍
30	38362	539017	14倍
	24倍	112倍	

シミュレーション結果より次のことがわかる。

- ・リスト長30の場合で平均並列度約14が得られ、この結果、処理時間は従来方式に比べ約1/14になった。
- ・リストの反転に要する時間は、従来方式ではリス

ト長のおよそ3乗に比例するが、パイプライン処理を行なうと2乗程度に抑えられる。

- ・試作UPと同じサイクルタイム(200ns)を仮定すると、リスト長30の場合の処理時間は7.7msであり、これはDEC-10 Prologの処理時間の約2/3である。

以上より、ゴール書き換えをパイプライン的に行なうことにより、OR並列度の低いプログラムでも高速に処理することが可能であることがわかった。ただし、このような性能を出すためには、UP間が閉塞、遅延ともに低い結合網で結合されていることが必要である。

4. おわりに

本報告では、ゴール書き換え処理を単一化プロセッサ間でパイプライン的に処理することにより、OR並列度の低い問題についても、高速な処理が可能であることを示した。理想的なネットワークを用いたシミュレーションでは、本方式は、逐次型推論マシンを上回る処理速度を出す可能性のあることが確認された。

さらに具体的な実現方式に関しては、

- ・どのようなネットワークを用いれば、上記の処理速度に近い性能を達成できるか、
 - ・本方式と構造データ共有方式との融合をいかに行なうか、
- などの検討が必要である。

《参考文献》

- [1] Moto-oka et al. "The Architecture of A Parallel Inference Engine -PIE-" Proc. of the International Conference on FGCS '84, pp.479-488, Sept. 1984.
- [2] Yuhara et al. "A Unify Processor Pilot Machine for PIE", Proc. of the Logic Programming Conference '84, 7-2, Tokyo, March 1984.
- [3] 小池 他, "PIEの試作UPの性能評価", 第29回情処全大, 2B-6, 1984.
- [4] 平田 他, "PIEにおける構造メモリの構成について", アーキテクチャワークショップインジャパン '84, 情報処理学会, 1984.
- [5] 湯原 他, "高並列推論エンジンPIEの単一化プロセッサと縮退アルゴリズム", 信学技報, EC83-30, 1983.