

# 並列処理システム—晴—の パケット管理機構の構成

石崎一明 山名早人 村岡洋一

早稲田大学理工学部

並列処理システム—晴—では、実行方式としてデータフローとコントロールフローを融合したCDフロー方式を採用している。—晴—では、このCDフロー方式を用いることによりデータフロー計算機上でのEager Evaluationを可能としている。本方式を仮実行方式と呼ぶ。仮実行方式は制御依存を越えて命令の実行を進めるため、メモリなどの外部への計算結果の書き込みを抑制しなければならない。

本稿では、1) CDフロー方式を実現する際に必要となるプロセッサ間通信、2) 仮実行を行うために必要なパケットの管理、を行う要素プロセッサ内のパケット管理機構の構成及び動作について述べる。

## A Construction of Switching Unit for Parallel Processing System -Harray-

Kazuaki Ishizaki, Hayato Yamana, Yoichi Muraoka

School of Science and Engineering, Waseda University  
3-4-1 Okubo, Shinjuku-ku, Tokyo, 169 Japan

e-mail: ishiz@muraok.waseda.ac.jp

A Parallel processing system -Harray- adapts a Controlled Dataflow(CD flow) mechanism, which has dataflow execution in each macro-block and control flow execution between macro-blocks. The preceding activation scheme, which makes it possible to bypass control dependencies in a program, uses this mechanism. In order to avoid a side-effect resulted from bypassing control dependencies, resultant packets, whose destinations are other macro-blocks, are spooled until the control reaches the macro-block itself.

This paper describes a construction and mechanism of switching unit, which 1) sends packets to other macro-blocks, 2) controls packets to prevent from the side-effect.

## 1. はじめに

本報告では、並列処理システム—晴—[1]のバケット管理機構の構成について述べる。

バケット管理機構とは、—晴—で用いる実行方式であるCDフロー（Controlled Dataflow）方式[2]——マクロブロックと呼ぶ処理単位を1つ以上のプロセッサに割り付け、その中でデータフロー実行を行い、マクロブロック間でコントロールフロー制御を行う方式——を実現するために必要となるバケットのマクロブロック間通信機能と、CDフロー方式を利用して仮実行方式を実現するために必要となるバケットの保留を行うための機構である。

マクロブロック間通信機能とは、1)マクロブロック番号から実際の送出先PE番号を決定する機能、2)CDフローではマクロブロックの起動回数が動的に決定されるため、受け取ったバケットが現在起動されているマクロブロックで有効であるかを判断する機能、を示す。

仮実行時のバケットの保留は、副作用を回避するため計算結果の他の外部への送出を防ぐために行う。仮実行方式は、プログラムの並列実行を妨げる原因の一つとなる制御依存を越えてeager evaluationを行うために制御依存を越えてマクロブロックを起動する。このように、制御依存を越えて実行を行うアプローチをとるものには、以下のものがあげられる。

ハードウェアでeager evaluationを行うものには、予測した分岐先の命令を、その計算結果を外部に書き込まない条件付モードによって実行を行う方法があり[3][4]、パイプライン計算機の分岐命令による性能低下を緩和するための方法として用いられる。

コンパイラでeager evaluationを行うものには、VLIW計算機のコンパイラで用いられているパーコレーション・スケジューリング[5]がある。

これらの方式は全てノイマン型計算機上で実現されている。そのため、eager evaluation部の実行の際に必要なデータの参照はメモリアクセスを行うことでできる。また、副作用の回避は計算結果の書き込みを禁止することで容易に実現できる。しかし、コントロールフローの制御がを集中的に行わなければならない。このため、複数のプロセッサを用いた場合大規模なeager evaluationを行おうとすると集中管理によるオーバーヘッドが大きくなるという欠点を持つ。

また、データフロー計算機で同様のアプローチをとるものにはOR並列型PrologをサポートするPIM-D[6]がある。しかし、この方式では全てのプロセスの結果が計算されるため、1つの解を計算させる場合には他のプロセッサが不必要な計算を続けることになる。

そこで—晴—では、これらの問題に対して以下のように対処している。

コントロールフローの制御が集中的でeager evaluationの規模が小さくなるという問題については、コントロールフローの管理をPE毎に分散させて集中管理をなくすと共にマクロブロック単位で仮実行を可能とし、eager evaluationを行う範囲を広げた。

また、不必要な計算を続けるという問題については、仮実行で起動したマクロブロックの1つに制御が決定した場合、制御情報を放送することにより他のマクロブロックは自分自身でその起動を停止できる構成をとった。

データフロー計算機上で以上述べた機能を実現するには、1)仮実行マクロブロックへのデータ転送、2)仮実行されたマクロブロックへに制御が移らなかった場合のバケット消去、3)仮実行中の副作用の回避のためのバケットを管理する機能が必要になる。

また、仮実行時の副作用を回避するために外部へ送出するバケットをマクロブロック内に保留しているが、マクロブロックが停止したときにはこのバケットを消去しなければならない。

本報告では、以上述べた1)CDフロー方式を実現する際に必要となるバケットのマクロブロック間通信、2)CDフロー方式を利用して仮実行方式を実現する際に必要となるバケットの管理、を行うための要素プロセッサ内のバケット管理機構の構成について述べる。

以下、第2節で—晴—のハードウェア構成について述べる。第3節ではマクロブロック間のバケット通信の方式について述べ、第4節ではCDフロー方式を用いた仮実行の実現方法について述べる。さらに、第5節でバケット管理機構の構成について述べる。最後に、第6節で本報告のまとめを述べる。

## 2. —晴—のハードウェア構成

### 2.1 —晴—の全体構成

—晴—は、以下に述べる5つの大きなユニットから構成される。そして、プログラムのコンパイルや初期データのロード及び結果出力のため、ホストコンピュータと接続される。

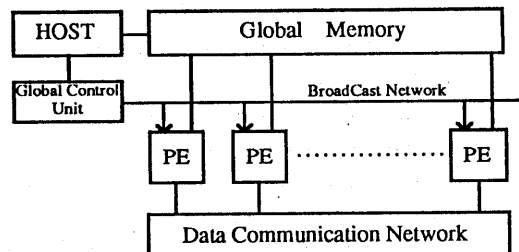


図 2.1 —晴—の全体構成

集中制御機構（GCU：Global Control Unit）は、

GCG (Global Control Graph) を持ち一晴一全体の実行を把握するための機構である。要素プロセッサ (PE: Processing Element) では、自分自身に割り当てられた部分GCG[7]を他のPEと独立に実行する。部分GCGとは、各PEに割り当てられたマクロブロックの実行順序を示したコントロールグラフである。部分GCG内に条件分岐が存在する場合、分岐結果を経路選択情報放送ネットワーク (BCN: BroadCast Network) を通じて各PEに放送する。

PE間のデータ交換のために通信ネットワーク (DCN: Data Communication Network) を用意している。また、配列などの大域的なデータは大域記憶 (GM: Global Memory) に格納し処理を行う。

## 2. 2. 要素プロセッサ内の構成

### 2. 2. 1 要素プロセッサの処理概要

PEの構成を、図2.2に示す。

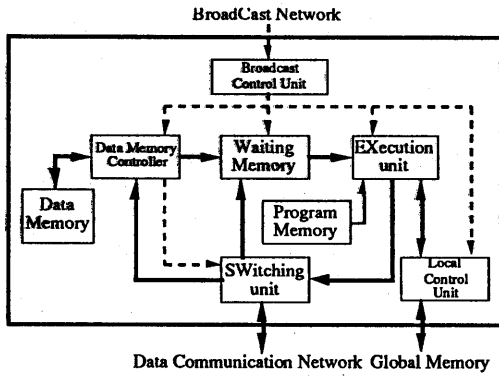


図2.2 PEの構成

PEは、経路選択放送制御機構 (BCU: Broadcast Control Unit) 内にある部分GCGを他のPEと独立に実行を行う。まず、データメモリ (DM: Data Memory) 内にある起動すべきマクロブロックに属するパケットを待ち合わせ記憶 (WM: Waiting Memory) に転送し、マクロブロックの実行が始まる。WMでマッチングしたパケットは、実行機構 (EX: EXecution unit) で演算処理を行う。その後、EXで新しいパケットを作り、パケット管理機構 (SW: SWitching unit) へパケットを送る。SWでは、現在実行中のマクロブロック宛のパケット (活性パケット) をWMに送り、現在実行停止中のマクロブロック宛のパケット (非活性パケット) はDMCへ送る。これにより、WM内のパケット数を少なくし、WMの負荷を軽くする。

### 2. 2. 2 要素プロセッサの構成ユニット

PEは図2.2に示すように8つのユニットからな

る。以下、各ユニットについて簡単に説明する。

#### (a)経路選択放送制御機構

##### (BCU: Broadcast Control Unit)

各PE内に持つ部分GCGを解釈して、PE内部の各ユニットに制御命令を出すユニットである。また、BCUに流れる経路選択情報を受信し、自PE内の部分GCGの分岐命令の決定も行う。

#### (b)待ち合わせ記憶 (WM: Waiting Memory)

データフロー実行部分のパケットの待ち合わせを行うユニットである。

#### (c)データメモリ (DM: Data Memory)

非活性パケットを格納するメモリである。

#### (d)データメモリ制御機構

##### (DMC: Data Memory Controller)

DMの管理を行うユニットである。

#### (e)プログラムメモリ (PM: Program Memory)

データフロー実行の各ノードの実行後の行先や命令等、次のノードに関する情報を格納するメモリである。

#### (f)実行機構 (EX: EXecution unit)

演算を実行すると共に、次のノードの情報をPMからフェッチし新しいパケットを作るユニットである。

#### (g)PE内制御機構 (LCU: Local Control Unit)

GMとのインタフェースのためのユニットである。GMアクセス命令は全てLCUで処理される。

#### (h)パケット管理機構 (SW: SWitching unit)

SWは、PEとDCN間のインタフェースである。他PEへDCNを介してパケットを送出したり、他PEから自PE宛のパケットを受け取る。また、活性パケットと非活性パケットのパケット分離機能、仮実行機能を持つ。詳しくは、第5節で述べる。

## 2. 3 パケット形式

図2.3にPE内を流れるパケットの形式を示す。1パケットを82bitで構成し、各フィールドの内容は表2.1に示すとおりである。なお、パケットがPE内を流れる際にはタグ部・データ部の2回に分けて送られる。

PT	UT	NF	MN	RN	MT	TH	NN	SF	CO	OP	IT	EF	DA
タグ部											データ部		

図2.3 基本パケット形式

表 2. 1 各フィールドの内容

フィールド名	bit数	説明
P T (Packet Type)	3	パケットの種類を示す 000,001,010:初期ロードパケット、 110:エラーパケット、111:実行パケット
U T (Unit Type)	2	実行ユニットを示す
N F (Next generation Flag)	1	現在実行中のマクロブロックの次世代 へパケットを送ることを示す
M N (Macro block Number)	10	所属マクロブロック番号
R N (Relative Number)	4	相対 P E 番号により、 他の P E へパケットを送るときに使用。
M T (Matching Type)	1	マッチング識別子
T H (Thread flag)	1	仮実行時に同一スレッドへ送られる パケットであることを示す
N N (Node Number)	8	実行ノード番号
S F (Sticky Flag)	1	スティッキートークン識別フラグ
C O (Color)	10	カラー
O P (Operation)	6	実行命令
I T (Input arc Type)	2	データ入力識別子
E F (Error Flag)	1	エラー識別子
D A (Data)	32	データ
合計	82	

### 3. CDフローの実現方法

本節では、CDフローを実現するために必要なパケットのマクロブロック間通信機能について述べる。マクロブロック間通信機能に必要な機能として、1)マクロブロック番号から宛先 P E 番号の変換、2)送出パケットの活性パケット・非活性パケットの分離方法がある。以下ではその実現方法について述べる。

まず、EXから受け取ったパケットには、自 P E 宛のものと同 P E 宛のものが混在している。そこで、そのパケットが自 P E 宛のものであるか他 P E 宛のものであるかを判断する。P E 内部を流れるパケットには表 2. 1 に示したようにマクロブロック番号だけで宛先 P E 番号は付加されていない。そのため、パケットに付加されている所属マクロブロック番号を用いて、マクロブロック番号から P E 番号への変換を行う。この変換テーブルは SW 内に持つ。求められた P E 番号から、他 P E 宛と判断したパケットは、DCN を通じて送出先 P E に出力する。P E 番号をパケットの行き先のタグとすると 1 つの P E では 1 つのプロセスしか実行できないが、マクロブロックをパケットの送出先のタグとすることにより、1 つの P E に複数のマクロブロックを割り当て部分 GCG で制御して実行することができる。

EX、または DCN から受け取ったパケットには、活性パケットと非活性パケットが混在している。そこで、パケットに付加されている所属マクロブロック番号と P E で実行中のマクロブロック番号を比較し、そのパケットが活性パケットであるか非活性パケットであるかを判断する。その結果、活性パケットは WM へ、

非活性パケットは DMC へ出力する。これによって、第 2 節の P E の動作概要でも述べたように、WM へ送られるパケットを活性パケットのみに行うことができる。従って、WM の小容量化、高速化を図ることができる。

### 4. 仮実行の実現方法

本節では、仮実行の実現方法について述べる。まず、4. 1 項で仮実行時の副作用を回避するためのパケットの保留方法について述べ、4. 2 項で保留したパケットを送出するための仮実行から本実行への移行を含む、マクロブロックの制御方法について述べる。4. 3 項では、マクロブロック停止後に送られたパケットの消去方法について述べる。

#### 4. 1 副作用を起こすパケットの保留方法

一瞥一では、マクロブロックの起動方式として仮実行方式を用意している。第 1 節で述べたように、仮実行で起動したマクロブロックは実行を停止する場合もある。そこで、仮実行中のマクロブロックではスレッド (仮実行時にマクロブロック間通信をプログラムで許可するマクロブロック群) 外および共有メモリへ書き込みを行う等のパケット (以後副作用を起こすパケットと呼ぶ) を外部へ送出せずマクロブロック内に保留する。これによって、外部マクロブロックや共有メモリへの副作用を回避する。また、制御が決定した際にはその結果によってマクロブロック内に保留していたパケットを送出するか、パケットを消去しなければならない。

そこで本項では、まず仮実行時に副作用を起こす保留すべきパケットの判断方法について述べる。次に、パケットの保留方法と保留したパケットの送出・消去方法について述べる。

まず、副作用を起こすパケットの判断方法を示す。EX から送られてきたパケットのフィールドを SW でチェックする。その結果、副作用を起こすパケットと判断した場合、EX から送られてきた SW 内で保留する。

なお、ここで副作用を起こすパケットとは以下の条件のうち 1 つを満たすものである。

- 1) GM の状態を変更する命令 (メモリライト、世代設定等) を持つパケット
- 2) GCG 分岐命令 (S L C T) やマクロブロック終了命令 (F I N) 持つパケット
- 3) 他のスレッドへ送られるパケット

これらは全て、パケットの持つ命令の実行結果を取り消すことが困難なものである。

上記のようにして、副作用を起こすと判断したパケットは全て SW の内部に保留される。この手順は次の

とおりである。

SWでは仮実行時にバケットを保留するためのメモリと、カウンタを持つ。バケットをSW内で保留する場合、このカウンタの値をバケットを格納するメモリの格納アドレスとして用いる。つまり、バケットをメモリに格納する度にカウンタをインクリメントする。

次に、GCG分岐条件の決定によりマクロブロックの実行が本実行に移行した場合には、メモリの0番地からカウンタの示す番地まで連続して読み出し、SWからバケットを外部へ送出する。また、マクロブロックの実行が停止させられた場合には、カウンタを0クリアすることで、メモリ内のバケットを消去する。

#### 4. 2 マクロブロックの本実行・仮実行による起動・終了の手順

マクロブロックの起動は、1)本実行による起動、2)仮実行による起動、3)仮実行から本実行への移行、の3つに分類できる。以下に、それぞれの手順をまとめたものを表4. 1に示す。

表4. 1 マクロブロックの起動方法

起動形態	手順
本実行	1. PEの部分GCGでMB (マクロブロック実行) 命令を実行
	2. BCUからPE内のモジュールに初期化命令を放送
	3. SWの内部状態を実行終了に設定、同時にバケット保留のためのカウンタを0クリア
	4. BCUからPE内のモジュールに本実行開始命令を放送
	5. SWの内部状態を本実行中に設定、同時にEXからのバケットを受理
仮実行	1. PEの部分GCGでFORCE (仮実行) 命令を実行
	2. BCUからPE内のモジュールに初期化命令を放送
	3. SWの内部状態を実行終了に設定、同時にバケット保留のためのカウンタを0クリア
	4. BCUからPE内のモジュールに仮実行開始命令を放送
	5. SWの内部状態を仮実行中に設定、同時にEXからのバケットを受理

起動形態	手順
仮→本実行	1. PEの部分GCGでMB (マクロブロック実行) 命令を実行、又はマクロブロック内でREL (本実行移行) 命令が発火
	2. BCUからPE内のモジュールに本実行移行命令を放送
	3. SWの内部状態を本実行中に設定
	4. BUF内に保留されているバケットを送出

また、マクロブロックの終了は、1)本実行の終了、2)仮実行の終了の2つに分類できる。以下に、それぞれの手順をまとめたものを表4. 2に示す。

表4. 2 マクロブロックの終了方法

終了形態	手順
本実行	1. マクロブロック内のFIN (本実行終了) 命令が発火
	2. BCUからPE内のモジュールに初期化命令を放送
	3. SWの内部状態を実行終了に設定、同時にバケット保留のためのカウンタを0クリア
仮実行	1. PEの部分GCGで該当マクロブロックを含むスレッドが不選択、又はマクロブロック内のFAIL (本仮実行終了) 命令が発火
	2. BCUからPE内のモジュールに初期化命令を放送
	3. SWの内部状態を実行終了に設定、同時にバケット保留のためのカウンタを0クリア

#### 4. 3 仮実行停止時のバケット管理

一晴一では、マクロブロック内でデータフロー実行を行うため、仮実行で起動されるマクロブロック内へ参照されるデータを送出しなければならない。一方、仮実行で起動したマクロブロックへ制御が移らなかった場合、そのマクロブロックの実行を自分自身で停止させる。しかし、すでに送出したバケットがマクロブロックに到着した時点でマクロブロック実行が停止していた場合、マクロブロックに到着したバケットを消去しなければならない。

以下では、まず上記のような場合を例をあげて説明し、次にその解決方法を示す。

##### 4. 3. 1 バケット管理が必要な場合

図4. 1のような場合について考える。時刻t0にお

いて、PE1ではMB1-1、PE2ではMB2-1  
 を実行する（この例ではMB1の1回目の実行をMB  
 1-1、2回目の実行をMB1-2と呼ぶ）。MB1  
 -1から、MB2-1へDCNを通してパケットを出力  
 する。このパケットには、送出先がMB2であるこ  
 とが付加されている。時刻t1にMB1-1とMB2  
 -1が終了し、直後にMB2-2が起動された場合を  
 考える。MB1-1からMB2-1へ送られたパケッ  
 トがDCNなどによる遅延により、時刻t1より後に  
 到着すると、パケットの持つ情報のみではそのパケッ  
 トは現在実行中のパケット、すなわちMB2-2に対  
 して送出されたパケットであると誤って判断される。

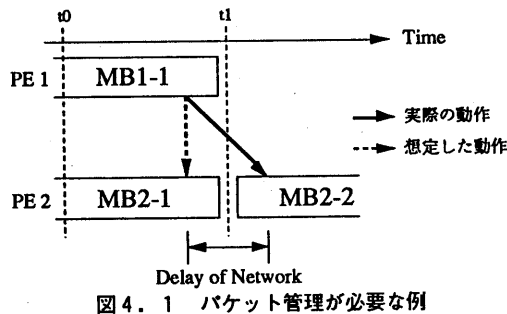


図4.1 パケット管理が必要な例

#### 4.3.2 パケット管理の手順

図4.2に仮実行時のパケット管理の手順を示す。  
 ここでは、4.3.1で述べたMB1-1（マクロブ  
 ロック1の1回目の起動）から、MB2-1へパケッ  
 トを送る例を用いて説明する。

パケット管理の手順は以下のように行う。

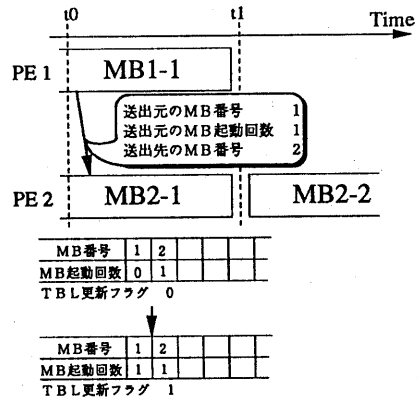
- 1) PEが初期化される際に、TBLの内容と、TBL更新フラグを0にする。
- 2) MB1が起動した時点で、MB2へデータ依存関係がある場合には必ずMB2へパケットを一つ送る。パケットは、送出元のマクロブロック番号、送出元のマクロブロックの起動回数、送出先のマクロブロック番号を持つ（図4.2(a)）。
- 2) MB2にパケットが到着した時、まずTBL更新フラグをチェックする。この内容が0である時には、パケットが持つ送出元のマクロブロックの起動回数と、MB2が持つTBLに記憶されているMB1の起動回数を比較する。

比較の結果、前者が1だけ大きいとき、つまりMB1が再起動されたとき、はTBLの内容を更新し、TBL更新フラグを1にする（図4.2(a)）。

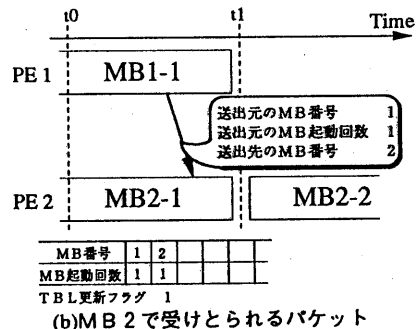
一方、比較の結果が等しいときには、到着したパケットは無効である（図4.2(c)）。

- 3) MB2にパケットが到着した時、TBL更新フラグの内容が1であれば、パケットが持つ送出元のマクロブロックの起動回数と、MB2が持つTB

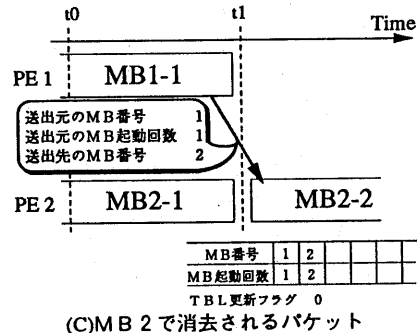
- Lに記憶されているMB1の起動回数を比較する。比較の結果が等しいときには、到着したパケットは無効である（図4.2(b)）。
- 4) マクロブロックが終了したときには、TBL更新フラグを0にする。



(a) MB1起動時に必ず送られるパケット



(b) MB2で受けとられるパケット



(c) MB2で消去されるパケット

図4.2 仮実行時のパケット管理の説明

ただし、この手順では以下のようなソフトウェア・ハードウェア上の制限が必要となる。

1. 仮実行・本実行で起動されるマクロブロックには、少なくとも1つのパケットが必ず送られなければならない。
2. あるパケット送出元PE-Aからパケット送出先PE-Bへ複数のパケットが送られる場合、

パケットがPE-AからPE-Bへ到着する間に、マクロブロックの起動回数が異なるパケットについて追い越しは許されない。

1. の制限はプログラムのマクロブロック化を行う上で強い制約にならない。また、2. の制限も、クロスバやオメガ網を用いたネットワークでは遵守されるため、問題はない。

以上の手順により、仮実行時に停止したマクロブロックへ送られる使用されないパケットを、受取り側である仮実行を停止したマクロブロックで消去することが可能になる。

これによって、仮実行時にコントロールフローが決定した際に、該当しないマクロブロックの実行を各PEで分散的に停止することができる。従って、PE間で同期をとる必要がなくなり、同期オーバーヘッドを無くすることが可能になる。

## 5. SWの機能と構成

本節では、SWを構成するモジュールと処理について述べる。

SWは、図5. 1に示すように6つの主要なモジュールから構成される。なお、全てのモジュールはパイプライン処理が可能である。

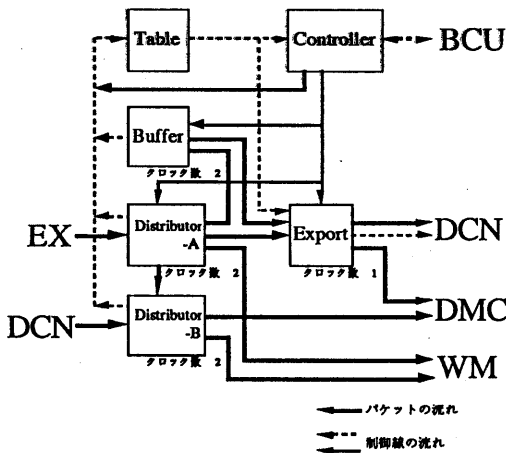


図5. 1 SWの構成

### (a) SW内制御機構 (CTRL: ConTRoLler)

BCUから受け取った命令に従って、SW内部の初期化、SW内でのマクロブロック実行情報の放送を行い、SW内のモジュールを制御する。

また、SWで実行されたマクロブロック制御命令に従って、BCUにマクロブロック終了や、マクロブロックの仮実行から本実行への移行などの情報を伝える。

### (b) 内部パケット分散機構

#### (DIST-A: DISTributor-A)

DIST-Aは、EXから受け取ったパケットの処理を行う。ここでは、パケットの分離処理、パケット通信処理の一部、仮実行時に保留すべきパケットであるかの判断、SW命令の実行を行う。

EXから受け取ったパケットを、パケットのタグ情報によって行き先を判断し、それぞれの宛先へ送出する。まず、パケットが自PE宛のものであるか他PE宛のものであるかを判断し、他PE宛のものはEXP (EXPort) へ送る。自PE宛のものである場合は、活性パケットであるか非活性パケットであるかを判断する。その結果、非活性パケットであればDMCへ、活性パケットであれば直接WMへ送る。

ここで判断された活性パケットはPE内のデータフローリングを回るパケットである。そこで、他のパケットより高速に処理する必要がある。そのために直接WMへ送ることで、他のパケットより通過パイプライン段数を少なくする。

さらに、仮実行時にはEXから受け取ったパケットがスレッド外および共有メモリへ送られるパケットであるかチェックを行う。その結果、保留するパケットであれば、パケットをBUF (BUFFer) へ送出する。

また、実行されるマクロブロック制御命令と動作を表5. 1に示す。

表5. 1 SW命令と動作

命令	動作概要
FIN	本実行で起動されたマクロブロックを終了
SLCT	部分GCGの分岐命令の分岐の決定と、BCUへの報告
FAIL	仮実行で起動されたマクロブロックの終了と、保留パケットの消去
REL	仮実行で起動されたマクロブロックの本実行への移行と、保留パケットの消去

### (c) パケット保留バッファ (BUF: BUFFer)

仮実行時にDIST-Aから送られたパケットを記憶する。本実行に移行した場合、記憶しておいたパケットをEXPへ送出する。また、仮実行を停止した際には、記憶しておいたパケットを消去する。

BUFはパケットを格納するメモリと、メモリのアドレスを保持するカウンタで構成される。

### (d) 内部パケット送出機構 (EXP: EXPort)

EXPでは、DIST-A及びBUFからパケット、TBL (TaBlE) 及びDIST-Aで決定されたEXPでの処理を受け取り、パケットをDMCあるいはDCNに出力する

(e)マクロブロック番号変換テーブル (TBL:TaBLE)

TBLにはマクロブロックのPE割当情報と、各マクロブロックが再起動される回数を記憶する。

PE割当情報は、マクロブロックの先頭PE番号と使用PE台数で構成される。この情報は、バケットを外部PEへ送る際に、マクロブロック番号から送出先PE番号を求めるために使用される。

また、マクロブロックの起動回数は、第4節でも述べたようにバケットの管理を行う際の情報として使用される。

TBLはCTRL、DIST-A、DIST-B (DISTributor-B)、及びBUFからアクセスされる。従って、これらのアクセスの調停を行わなければならない。ここでは、メモリへアクセスと次のサイクルでのメモリアクセスの調停を並行して行うことで、アクセスの高速化を図る。

(f)外部バケット分散機構

(DIST-B: DISTributor-B)

DIST-Bは、DCNから受け取ったバケットの処理を行う。ここでは、第4節で述べたバケットの管理と、活性バケットと非活性バケットの分離処理を行う。分離のための判断の結果、活性バケットはWMへ、非活性バケットはDMCへ出力する。

## 6. おわりに

本報告では、並列処理システム-晴-のバケット管理機構の構成について述べた。

特に、CDフローを用いることによって必要となるマクロブロック間を通信するバケット管理の方法と、仮実行を実現するための機構とについて述べた。特に、仮実行失敗時のマクロブロック停止の同期をとる必要がなくなり、不必要なPEの計算を抑えることができる。

今後は、シミュレーションによる回路チェックを行い、LCAを使用してプロトタイプ制作を行う予定である。

### 謝辞

本研究の遂行にあたり、数々の御助言を頂いた本研究室の神館淳氏及び安江俊明氏をはじめとする一晴グループの皆さんに感謝致します。

### 参考文献

- [1]H.Yamana, et. al.: " Parallel Processing System -Harray-", Computing System in Engineering Vol.1, No.1, pp.111-130(1990)
- [2]山名他:" 並列処理システム-晴-におけるCDフロー方式", 信学技報, CPSY89-55, pp.63-68,

(1989)

- [3]K.Murakami, et. al.:" SIMP: A Novel High-Speed Single-Processor Architecture", Proc. 16th Ann. Int'l. Symp. Comput. Archit., pp.78-85(1989)
- [4]丸島他:" バイブライン処理における分岐仮実行方式", 第41回情処全大, 3P-7(1990)
- [5]Aiken,A. and Nicolau, a.:" A Development Environment for Horizontal Microcode", IEEE Trans. on Soft. Eng., vol.14, No.5, pp. 584-594(1988)
- [6]久野他:" データフロー方式並列推論マシンにおけるOR/AND並列効果のシミュレーションによる測定", 第30回情処全大, 6C-3(1985)
- [7]山名他:" 並列処理システム-晴-におけるマクロブロック管理方式", 信学技報, CPSY90-24, pp.71-76(1990)