

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第6399772号
(P6399772)

(45) 発行日 平成30年10月3日(2018. 10. 3)

(24) 登録日 平成30年9月14日(2018. 9. 14)

(51) Int. Cl.	F I
G 0 6 F 9/38 (2006.01)	G 0 6 F 9/38 3 1 0 F
G 0 6 F 9/30 (2018.01)	G 0 6 F 9/30 3 7 0
	G 0 6 F 9/38 3 3 0 A

請求項の数 20 (全 23 頁)

(21) 出願番号	特願2014-50469 (P2014-50469)	(73) 特許権者	390019839
(22) 出願日	平成26年3月13日(2014. 3. 13)		三星電子株式会社
(65) 公開番号	特開2014-179096 (P2014-179096A)		S a m s u n g E l e c t r o n i c s
(43) 公開日	平成26年9月25日(2014. 9. 25)		C o . , L t d .
審査請求日	平成29年3月9日(2017. 3. 9)		大韓民国京畿道水原市靈通区三星路129
(31) 優先権主張番号	13/831, 488		129, S a m s u n g - r o , Y e o n
(32) 優先日	平成25年3月14日(2013. 3. 14)		g t o n g - g u , S u w o n - s i , G
(33) 優先権主張国	米国 (US)		y e o n g g i - d o , R e p u b l i c
			o f K o r e a
		(74) 代理人	110000051
			特許業務法人共生国際特許事務所

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 マイクロプロセッサ及び装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

命令語をマイクロ命令語にデコーディングするデコーダーと、
 前記マイクロ命令語を実行する実行ユニットと、
 前記マイクロ命令語にしたがって再命名データを生成する再命名器 (r e n a m e r)
 と、
 前記再命名データを格納し、前記再命名データがフラッシュ (f l u s h) される再命名テーブルと、
 再構成再命名データを含む前記マイクロ命令語から生成されたりオーダーバッファデータ (R e - o r d e r b u f f e r d a t a) を格納するリオーダーバッファエントリ及び前記リオーダーバッファエントリの中の変な1つを示すリタイアポインター (R e t i r e P o i n t e r) を含むリオーダーバッファと、
 チェックポイントエントリを含むチェックポイントテーブルと、を有し、
 前記チェックポイントエントリの各々は、前記再命名データのチェックポイントされたバージョンを格納し、前記リオーダーバッファ中の連続的なシーケンス内の各々のリオーダーバッファエントリ番号に動的に関連付けられ、
 前記チェックポイントテーブルは、チェックポイントイベントが発生すると、前記リタイアポインターによって示されるリオーダーバッファエントリ番号に基づいて動的に決定され、
 前記チェックポイントイベントでの前記リタイアポインター及び前記チェックポイント

10

20

テーブルの大きさは、リオーダーバッファチェックポイントウィンドウを定義し、

前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされると、前記フラッシュされた再命名データは、リオーダーバッファ再構成ウィンドウが前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウの終端を含む場合に前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることによって、及び前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウが前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウよりも大きい場合に前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウの再構成再命名データの少なくとも一部が前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされることによって、前記再命名テーブルに再格納されることを特徴とするマイクロプロセッサ。

10

【請求項 2】

前記マイクロ命令語を前記実行ユニットにディスパッチング (d i s p a t c h i n g) するディスパッチャーをさらに有し、

前記チェックポイントテーブルは、前記ディスパッチャーから前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを受信することの特徴とする請求項 1 に記載のマイクロプロセッサ。

【請求項 3】

前記マイクロ命令語の実行中に予測ミス (m i s p r e d i c t i o n) を感知するランチ実行ロジックをさらに有し、

前記再命名データは、前記予測ミスが感知されたことに応答して、前記再命名テーブルからフラッシュされることを特徴とする請求項 1 に記載のマイクロプロセッサ。

20

【請求項 4】

クロックサイクルを定義するパルスを出力するクロックをさらに有し、

前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンは、前記クロックサイクルの中の 1 つのサイクル内に前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることを特徴とする請求項 1 に記載のマイクロプロセッサ。

【請求項 5】

前記リオーダーバッファは、フラッシュポインターに関連するリオーダーバッファエントリでの終了として定義される前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウを含むことを特徴とする請求項 1 に記載のマイクロプロセッサ。

30

【請求項 6】

前記チェックポイントテーブルは、前記リオーダーバッファに含まれるリオーダーバッファエントリ数の半分の数のチェックポイントエントリを含むことを特徴とする請求項 1 に記載のマイクロプロセッサ。

【請求項 7】

マイクロ命令語にしたがって再命名データを生成する再命名器 (r e n a m e r) と、

前記再命名データを格納する再命名テーブルと、

前記マイクロ命令語から生成され、リオーダーバッファエントリ内に格納された再構成再命名データ含むリオーダーバッファデータを格納するリオーダーバッファと、

複数のチェックポイントエントリに前記再命名データのチェックポイントされたバージョンを格納するチェックポイントテーブルと、を有し、

40

前記チェックポイントエントリの各々は、前記リオーダーバッファ中の連続的なシーケンス内の各々のリオーダーバッファエントリ番号に動的に関連付けられ、

前記チェックポイントテーブルは、チェックポイントイベントが発生すると、リタイアポインターによって示されるリオーダーバッファエントリ番号に基づいて動的に決定され、

前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされると、前記フラッシュされた再命名データは、前記動的に決定された前記チェックポイントテーブルのチェックポイントエントリに基づいて許諾された場合に前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命

50

名テーブルにコピーされるが、前記フラッシュされた再命名データが前記チェックポイントテーブルによって全て再格納された場合には前記再構成再命名データのいずれの部分も前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされずに再格納されることを特徴とするマイクロプロセッサ。

【請求項 8】

前記マイクロ命令語を実行ユニットにディスパッチング (d i s p a t c h i n g) するディスパッチャーをさらに有し、

前記チェックポイントテーブルは、前記ディスパッチャーから前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを受信することを特徴とする請求項 7 に記載のマイクロプロセッサ。

10

【請求項 9】

前記マイクロ命令語の実行中に予測ミスを検知するブランチ実行ロジックをさらに有し、

前記再命名テーブルは、前記予測ミスが検知されたことに応答して再構成されることを特徴とする請求項 7 に記載のマイクロプロセッサ。

【請求項 10】

クロックサイクルを定義するパルスを出力するクロックをさらに有し、

前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンは、前記クロックサイクルの中の 1 つのサイクル内に前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることを特徴とする請求項 7 に記載のマイクロプロセッサ。

20

【請求項 11】

前記リオーダーバッファは、少なくとも 1 つのリオーダーバッファエントリを含むリオーダーバッファ再構成ウィンドウを含み、

前記チェックポイントテーブルの前記再命名データのチェックポイントされたバージョンは、前記チェックポイントテーブルの最後のチェックポイントエントリが前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウ内に含まれるリオーダーバッファエントリに関連付けられている場合に前記再命名テーブルにコピーされることが許諾されることを特徴とする請求項 7 に記載のマイクロプロセッサ。

【請求項 12】

前記フラッシュされた再命名データは、前記フラッシュされた再命名データが前記チェックポイントテーブルによって全て再格納されない場合に前記再構成再命名データの一部を前記リオーダーバッファから再格納することによって、再格納されることを特徴とする請求項 7 に記載のマイクロプロセッサ。

30

【請求項 13】

複数の再命名されたレジスターに関連する再命名データを格納する再命名テーブルと、リオーダーバッファと、

チェックポイントテーブルと、を有し、

前記リオーダーバッファは、

各々がリオーダーバッファデータの少なくとも一部を格納する複数のリオーダーバッファエントリと、

40

リオーダーバッファチェックポイントウィンドウを部分的に定義してマイクロ命令語が待機 (リタイア) する新しいリオーダーバッファエントリを示すリタイアポインターと、を含み、

前記チェックポイントテーブルは、チェックポイントエントリを含んで、前記再命名データのチェックポイントされたバージョンを格納し、

前記チェックポイントエントリの各々は、前記リオーダーバッファエントリの一部分の対応する 1 つに動的に関連付けられ、

前記チェックポイントエントリは、前記リオーダーバッファ中の連続的なシーケンス内の各々のリオーダーバッファエントリ番号に動的に関連付けられ、

前記チェックポイントテーブルは、チェックポイントイベントが発生すると、前記リタ

50

タイアポインターによって示されるリオーダーバッファエントリ番号に基づいて動的に決定され、

前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされると、前記フラッシュされた再命名データは、リオーダーバッファ再構成ウィンドウが前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウの終端を含む場合に前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることによって、及び前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウが前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウよりも大きい場合には前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウの再構成再命名データの少なくとも一部が前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされることによって、前記再命名テーブルに再格納されることを特徴とする装置。

10

【請求項 14】

前記リオーダーバッファは、少なくとも 1 つのリオーダーバッファエントリを含んで、フラッシュポインターによって示されるリオーダーバッファエントリを終端として定義されるリオーダーバッファ再構成ウィンドウを含み、

前記チェックポイントテーブルの前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンは、前記チェックポイントテーブルの最後のチェックポイントエントリが前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウ内に含まれるリオーダーバッファエントリに関連付けられている場合に前記再命名テーブルにコピーされることが許諾されることを特徴とする請求項 13 に記載の装置。

20

【請求項 15】

前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーすることは、1 つのクロックサイクル内で実行され、

前記再命名データの少なくとも一部を前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーすることは、複数のクロックサイクル内で実行されることを特徴とする請求項 13 に記載の装置。

【請求項 16】

前記フラッシュされた再命名データが再格納される時にリタイアポインターによって示される現在のリオーダーバッファエントリは、チェックポイントイベントが発生する時に前記リタイアポインターによって示される前のリオーダーバッファエントリと同一でないことを特徴とする請求項 13 に記載の装置。

30

【請求項 17】

前記チェックポイントテーブルの前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記再命名テーブルにコピーされることは、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウの終端がリオーダーバッファ再構成ウィンドウの終端と同一であるか又は超過する場合、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウの開始端が前記リオーダーバッファ再構成ウィンドウの開始端を超過するか否かに拘らず、許諾され、

前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウは、各チェックポイントエントリと、対応する 1 つのリオーダーバッファエントリとの間の前記動的に関連付けられた現在のバージョンによって定義されることを特徴とする請求項 13 に記載の装置。

40

【請求項 18】

前記チェックポイントテーブルは、前記リオーダーバッファに含まれるリオーダーバッファエントリ数よりも少ないチェックポイントエントリを含むことを特徴とする請求項 13 に記載の装置。

【請求項 19】

前記チェックポイントテーブルは、前記リオーダーバッファに含まれるリオーダーバッファエントリ数の半分の数のチェックポイントエントリを含むことを特徴とする請求項 18 に記載の装置。

【請求項 20】

50

前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーすることは、固定された回数の1つ以上のクロックサイクル内で実行され、

前記リオーダーバッファから前記再命名データの少なくとも一部を前記再命名テーブルにコピーすることは、可変な回数のクロックサイクルのグループ内で実行されることを特徴とする請求項13に記載の装置。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は半導体装置に関し、さらに具体的には、電子機器の動作を制御するマイクロプロセッサ及びその動作方法並びにこのようなマイクロプロセッサを使用した電子機器に関する。

【背景技術】

【0002】

マイクロプロセッサ(microprocessor)は中央処理装置CPUと称され、実行命令語(executing instructions)によって動作する。

一部の命令語はブランチングポイント(branching points)を発生させ、これは実行(execution)の経路(path)に優先して選択され得ることを意味する。

仮にいずれの経路を選択するかに対する正確な推論的な予測(speculative prediction)が可能であり、該当経路にしたがって命令語を予め実行すれば、マイクロプロセッサは向上した速度を有することができる。

【0003】

このような中央処理装置CPUは、非順次的(out-of-order)CPUとして知られている。しかし、速度向上の効果は、予測が誤って復旧が必要とする時には、消滅する。

非順次的なCPUの直面する課題は、書込み後書込み(Write After Write、WAW)、書込み後読出し(Write-After-Read)のような危険要素(hazard)である。

このような危険要素はレジスタ再命名(register renaming)によって防止され得る。レジスタ再命名は再命名されたソース(renamed source)と目的地レジスタ(destination register)とを持続的に把握する再命名テーブル(rename table)の助けを受けて実行される。

【0004】

しかし、再命名(renaming)の問題は、誤って予測されたブランチ命令語(branch instruction)が存在する時毎に、再命名テーブルが完全にフラッシュ(flush)されなければならないことである。

フラッシュ(flushing)は、ブランチが非順次的に実行されて、誤って予測されたブランチ命令語より古い命令が待機することがあり得るため、問題となる。

このような古い命令のための再命名情報(rename information)は再命名テーブルに再構成(rebuild)されなければならない。

【0005】

このような場合の問題は遅延(delay)である。

再構成過程で再命名ロジックは、再命名のためにパイプのフロントエンドが新しい命令語を伝送することを停止しなければならない。このような停止は遅延をもたらし、これは誤って予測されたブランチのペナルティー(penalty)に該当する。

このようなペナルティーは、再構成遅延(rebuild latency)のみでなく、リダイレクション遅延(redirection latency)及びパイプのフロントエンドの深さに依存する。

【0006】

10

20

30

40

50

前述の停止動作を減少させるために、再命名パイプライン (rename pipeline) の一部として、ディスパッチ段階 (dispatch stage) 以前に実行されるチェック - ポインティングスキーム (check - pointing scheme) が提案された。

このようなスキームで、各ブランチ命令語は新しいチェックポイントウィンドウ (check - point window) を開始する。

このようなアプローチは、機械で許諾されて進行中である (in - flight) ブランチの数ほど多いチェックポイントが要求されるので、空間的には高級である。

【先行技術文献】

【特許文献】

10

【0007】

【特許文献1】米国特許第8,301,849号明細書

【特許文献2】米国特許第7,809,926号明細書

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0008】

本発明は、上記従来 of マイクロプロセッサにおける問題点に鑑みてなされたものであって、本発明の目的は、動作速度が向上されたマイクロプロセッサを提供することにある。

【課題を解決するための手段】

【0009】

20

上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサは、再命名データ (rename data) を格納するための再命名テーブルと、ディスパッチャー (dispatcher) と、前記ディスパッチャーから受信された再命名データを格納するためのチェックポイントテーブル (Check Point Table: CPT) と、を有し、前記再命名テーブルがフラッシュ (flush) されれば、前記再命名テーブルは、前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データを利用して再構成 (rebuild) されることを特徴とする。

【0010】

前記再命名テーブルは、前記チェックポイントテーブルに格納された再命名データのみを利用して再構成されることが好ましい。

30

予測ミス (misprediction) を感知するためのブランチ実行ロジック (branch execution logic) をさらに有し、前記予測ミスが感知されたことに応答して、前記再命名テーブルはフラッシュされることが好ましい。

クロックサイクルを定義するパルスを出力するクロック (clock) をさらに有し、前記再命名テーブルは、前記クロックサイクルの中の1つのサイクル内で再構成されることが好ましい。

リオーダーバッファ (Re - Order Buffer: ROB) エントリ及びリオーダーバッファエントリの中で可変である1つのリオーダーバッファエントリを示すリタイアポインター (Retire Pointer) をさらに有し、前記リオーダーバッファエントリのグループは、リオーダーバッファチェックポイントウィンドウとして定義され、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウは、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウが前記リタイアポインターが示す前記リオーダーバッファエントリに基づいて定義される動的関係にしたがって前記チェックポイントテーブルにマッピングされ、前記再命名テーブルは、前記動的関係の側面で許諾される場合のみに前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データを利用して再構成されることが好ましい。

40

【0011】

上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサの動作方法は、マイクロオペレーション (micro - operation) にしたがって再命名データを発生する段階と、前記再命名データを再命名テーブルに格納する段階と、ディスパッチャ

50

ーが前記マイクロオペレーションの中のいずれか1つを実行ユニットにディスパッチ (d i s p a t c h) する段階と、前記ディスパッチャーが前記再命名データを格納するためにチェックポイントテーブル (c h e c k - p o i n t t a b l e : C P T) へ伝送する段階と、を有し、前記再命名テーブルがフラッシュされる場合に、前記再命名テーブルは、前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データを前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーすることによって再構成されることを特徴とする。

【 0 0 1 2 】

予測ミスを検知する段階をさらに有し、前記再命名テーブルは、前記予測ミスの検知に応答してフラッシュされることが好ましい。

10

【 0 0 1 3 】

また、上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサは、命令語をマイクロオペレーション (m i c r o - o p s) にデコーディングするデコーダーと、前記マイクロオペレーションを実行する実行ユニットと、前記マイクロオペレーションにしたがって再命名データを生成する再命名器 (r e n a m e r) と、再命名テーブルと、前記再命名データのチェックポイントされたバージョン (c h e c k - p o i n t e d v e r s i o n) を格納するチェックポイントテーブル (C h e c k - p o i n t t a b l e : C P T) と、前記マイクロオペレーションから生成されたりオーダーバッファデータ (R e - o r d e r b u f f e r d a t a : R O B d a t a) を格納するリオーダーバッファエントリ及び前記リオーダーバッファエントリの中で可変である1つのエントリを示すリタイアポインター (R e t i r e P o i n t e r) を含むリオーダーバッファと、を有し、前記再命名テーブルは、前記再命名データが再命名テーブルからフラッシュされる方式で前記再命名データを格納し、前記リオーダーバッファデータは、再構成再命名データ (r e b u i l d R e n a m e d a t a) を含み、

20

前記リオーダーバッファエントリのグループは、リオーダーバッファチェックポイントウィンドウとして定義され、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウは、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウが前記リタイアポインターが示すリオーダーバッファエントリに基づいて定義される動的関係にしたがって前記チェックポイントテーブルにマッピングされ、前記動的関係の側面で許諾される場合、前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされ、さらに前記再構成再命名データの少なくとも一部分が前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされることによって、前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされた場合、前記フラッシュされた再命名データが前記再命名テーブルに再格納されることを特徴とする。

30

【 0 0 1 4 】

前記マイクロオペレーションの実行において、予測ミスを検知するためのブランチ実行ロジックをさらに有し、前記予測ミスが検知されたことに応答して、前記再命名データは、前記再命名テーブルからフラッシュされることが好ましい。

【 0 0 1 5 】

また、上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサの動作方法は、命令語をマイクロオペレーションにデコーディングする段階と、

40

前記マイクロオペレーションを実行する段階と、前記マイクロオペレーションにしたがって再命名データを生成する段階と、前記再命名データが再命名テーブルからフラッシュされる方式で前記再命名データを再命名テーブルに格納する段階と、前記再命名データのチェックポイントされたバージョン (c h e c k - p o i n t e d v e r s i o n) をチェックポイントテーブル (c h e c k - p o i n t t a b l e : C P T) に格納する段階と、前記マイクロオペレーションから生成されたりオーダーバッファデータ (R e - o r d e r b u f f e r d a t a : R O B d a t a) を前記リオーダーバッファ (R e - o r d e r b u f f e r) のリオーダーバッファエントリ (R e - o r d e r b u f f e r e n t r i e s : R O B e n t r i e s) に格納する段階と、を有し、

50

前記リオーダーバッファデータは、再構成再命名データ及び前記リオーダーバッファエントリの中で可変である１つのエントリを示すリタイアポインター（*Retire Pointer*）を含み、前記リオーダーバッファエントリのグループは、リオーダーバッファチェックポイントウィンドウとして定義され、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウは、前記リオーダーバッファチェックポイントウィンドウが前記リタイアポインターが示すＲＯＢエントリに基づいて定義される動的関係にしたがって前記チェックポイントテーブルにマッピングされ、前記動的関係の側面で許諾される場合、前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされ、さらに前記再構成再命名データの少なくとも一部分が前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされることによって、前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされた場合、前記フラッシュされた再命名データが前記再命名テーブルに再格納されることを特徴とする。

10

【００１６】

ディスパッチャーを通じて前記デコーダーから実行のための前記マイクロオペレーションを受信し、前記チェックポイントテーブルは、前記ディスパッチャーから前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを受信することが好ましい。

前記マイクロオペレーションの実行において、予測ミスを検知する段階をさらに有し、前記予測ミスが検知されたことに応答して、前記再命名データは、前記再命名テーブルからフラッシュされることが好ましい。

20

クロックサイクルを定義するパルスが出力される段階をさらに有し、前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記クロックサイクルの中の１つのサイクル内に、前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることが好ましい。

【００１７】

また、上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサは、マイクロオペレーションにしたがって再命名データを生成する再命名器（*renamer*）と、前記再命名データを格納する再命名テーブルと、前記マイクロオペレーションから生成されたリオーダーバッファデータ（*Re-order buffer data*）を格納するリオーダーバッファ（*Re-order buffer*）と、前記再命名データのチェックポイントされたバージョン（*check-pointed version*）を格納する１つのチェックポイントテーブル（*check-point table*）と、を有し、前記リオーダーバッファデータは、再構成再命名データを含み、前記再命名データのチェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされ、かつ前記再構成再命名データのいずれの部分も前記リオーダーバッファから前記再命名テーブルにコピーされない場合、前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされた場合、前記フラッシュされた再命名データが再格納されることを特徴とする。

30

【００１８】

前記マイクロオペレーションを前記実行ユニットに発送する（*dispatching*）ディスパッチャーをさらに有し、前記チェックポイントテーブルは、前記ディスパッチャーから前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンを受信することが好ましい。

40

前記マイクロオペレーションの実行において、予測ミスを検知するためのブランチ実行ロジックをさらに有し、前記予測ミスが検知されたことに応答して、前記再命名テーブルは、再構成されることが好ましい。

クロックサイクルを定義するパルスを出力するクロックをさらに有し、前記再命名データの前記チェックポイントされたバージョンが前記クロックサイクルの中の１つのサイクル内に、前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされることが好ましい。

50

【 0 0 1 9 】

また、上記目的を達成するためになされた本発明によるマイクロプロセッサの動作方法は、マイクロオペレーションにしたがって再命名データを生成する段階と、

前記再命名データを再命名テーブルに格納する段階と、前記マイクロオペレーションから生成されたりオーダーバッファデータ (Re-order buffer data) をリオーダーバッファ (Re-order buffer) に格納する段階と、前記再命名データのチェックポイントされたバージョン (check-pointed version) を1つのチェックポイントテーブル (check-point table) に格納する段階と、を有し、前記リオーダーバッファデータは、再構成再命名データを含み、前記再命名テーブルに格納された再命名データが前記再命名テーブルからフラッシュされる場合に、前記再命名データのチェックポイントされたバージョンが前記チェックポイントテーブルから前記再命名テーブルにコピーされ、かつ前記再構成再命名データのいずれの部分も前記R O Bから前記再命名テーブルにコピーされない場合、前記フラッシュされた再命名データが再格納されることを特徴とする。

10

前記マイクロオペレーションの実行において、予測ミスを検知する段階をさらに含み、前記予測ミスが検知されたことに応答して、前記再命名テーブルは、再構成されることが好ましい。

【 0 0 2 0 】

上記目的を達成するためになされた本発明による電子機器は、バス (Bus) と、前記バスに接続された通信ネットワークにデータを伝送し、前記通信ネットワークからデータを受信するように構成されたインターフェイスと、前記バスに接続された入出力装置と、前記バスに接続され、前記入出力装置を通じてアクセス可能であるユーザーデータ又は命令語を格納するよう構成されたメモリと、前記バスと接続され、前記命令語を利用するよう構成されたコントローラと、を有し、前記コントローラは、少なくとも1つのマイクロプロセッサを含み、前記少なくとも1つのマイクロプロセッサは、再命名データ (rename data) を格納するための再命名テーブルと、ディスパッチャー (dispatcher) と、前記ディスパッチャーから受信された再命名データを格納するためのチェックポイントテーブル (Check Point Table: CPT) と、を含み、前記再命名テーブルがフラッシュ (flush) されれば、前記再命名テーブルは、前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データを利用して再構成 (rebuild) されることを特徴とする。

20

30

【 0 0 2 1 】

前記インターフェイスは、無線であり、前記通信ネットワークも無線であることが好ましい。

前記再命名テーブルは、前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データのみを利用して再構成されることが好ましい。

予測ミスを検知するためのプランチ遂行ロジックをさらに有し、前記予測ミスが検知されたことに応答して、前記再命名テーブルは、フラッシュされることが好ましい。

クロックサイクルを定義するパルスを出力するクロックをさらに有し、前記再命名テーブルは、前記クロックサイクルの中の1つのサイクル内で再構成されることが好ましい。

40

リオーダーバッファエントリ (Re-Order Buffer entries) 及びリオーダーバッファエントリの中で可変である1つのリオーダーバッファエントリを示すリタイアポインター (Retire Pointer) をさらに有し、前記リオーダーバッファエントリのグループは、リオーダーバッファチェックポイントウインドウとして定義され、前記リオーダーバッファチェックポイントウインドウは、前記リオーダーバッファチェックポイントウインドウが前記リタイアポインターが示す前記リオーダーバッファエントリに基づいて定義される動的関係にしたがって前記チェックポイントテーブルにマッピングされ、前記再命名テーブルは、前記動作関係の側面で許諾される場合のみ、前記チェックポイントテーブルに格納された前記再命名データを利用して再構成されることが好ましい。

50

【発明の効果】

【0022】

本発明に係るマイクロプロセッサ及びその動作方法並びにマイクロプロセッサを使用した電子機器によれば、再命名テーブルを再構成するのに要求される時間を減少させ、動作速度を改善することができるという効果がある。

【図面の簡単な説明】

【0023】

【図1】本発明の実施形態にしたがって作られたマイクロプロセッサの構成要素を示すブロック図である。

【図2A】再命名テーブルがフラッシュされる間にROB及びCPTに対する互に異なるシナリオを説明するための図である。

10

【図2B】再命名テーブルがフラッシュされる間にROB及びCPTに対する互に異なるシナリオを説明するための図である。

【図3A】本発明の実施形態によって作られたサンプルマイクロプロセッサに対するサンプルシーケンスを説明するためのブロック図である。

【図3B】本発明の実施形態によって作られたサンプルマイクロプロセッサに対するサンプルシーケンスを説明するためのブロック図である。

【図3C】本発明の実施形態によって作られたサンプルマイクロプロセッサに対するサンプルシーケンスを説明するためのブロック図である。

【図4】は図3で示した再命名テーブルを再構成するための時間パルスを示すタイミング図である。

20

【図5】は本発明からの有利な結果がない第1サンプルシナリオに対する、図3Cの構成要素を示す図である。

【図6】は第2サンプルシナリオのための図3Cの構成要素を示す図である。

【図7】は第3サンプルシナリオのための図3Cの構成要素を示す図である。

【図8】は本発明の実施形態による半導体装置と共に動作するシステムを含む電子機器を示すブロック図である。

【図9】は本発明の実施形態によるマイクロプロセッサの動作方法を説明するためのフローチャートである。

【発明を実施するための形態】

30

【0024】

次に、本発明に係るマイクロプロセッサ及びこれを使用した電子機器を実施するための形態の具体例を図面を参照しながら説明する。

【0025】

図1は本発明の実施形態にしたがって作られたマイクロプロセッサ110の構成要素を示すブロック図である。

マイクロプロセッサ110は命令語を受信し、この命令語をマイクロオペレーション(以下、micro-ops)として知られるマイクロ命令語(micro-operation)にデコーディングするデコーダー120を含む。

【0026】

40

マイクロプロセッサ110はまた、「micro-ops」を実行する1つ以上の実行ユニットを含む。

図1では、3つの実行ユニット、即ち、実行ユニット-A(151)、実行ユニット-B(152)、実行ユニット-C(153)が図示される。但し、各実行ユニットの数字は例示として示したものであり、本発明の技術的思想はこれに限定されない。

【0027】

デコーダー120と実行ユニット(151、152、153)とはパイプと呼ばれる部分の一部分であって、このパイプは付加的な構成要素を含む。

このような付加的な構成要素の中の1つは、結局のところ、「micro-ops」を実行ユニットに発送(dispatching)するように提供されるディスパッチャー

50

140である。

図1の例で、ディスパッチングは3つのスケジューラー、即ち、スケジューラーA(141)、B(142)、及びC(143)の中の1つの直前で実行される。

スケジューラーは「micro-ops」を実行ユニット(151、152、153)へ伝送する。この実行ユニットは物理的レジスタファイルPRF(Physical Register File)150からソースを読み出して、「micro-ops」を実行する。上述した内容のパイプの構造は一実施形態に過ぎなく、当業者は他の構造が可能であることが理解できる。

【0028】

マイクロプロセッサ110は再命名器(renamer)130を付加的に含み、この再命名器はデコーダー120から「micro-ops」を受信する。

再命名器130は「micro-ops」にしたがって再命名データを生成する。

マイクロプロセッサ110はさらに再命名テーブル136を含む。

再命名(rename)テーブル136は再命名データを格納し、矢印(符号135)にしたがって再命名器130から受信する。

マイクロプロセッサ110はリオーダーバッファ(Re-Order Buffer)160を含む。

ROB160は、図1に個別的に開示していない複数のROBエントリも含む。

以下で詳述するが、各ROB160はROBエントリの中で可変的な1つのエントリを示すリタイアポインター(Retire Pointer)とフラッシュポインター(Flush Pointer)とを含む。

ROB160は循環(circular)されることもあり、或いは循環されないこともあり得る。

【0029】

ROBエントリは「micro-ops」から生成されたROBデータ162を格納するためのものである。

一実施形態においては、各ROBエントリは1つのmicro-opを格納するが、他の実施形態では、さらに多い「micro-ops」が1つのROBエントリに格納され得る。

ROBデータ162は望ましくは再命名テーブル136に格納された再命名データに対応する再構成再命名データ182を含む。

図1の実施形態でROBデータ162は、ディスパッチャー140から受信する。

【0030】

マイクロプロセッサ110は少なくとも1つのチェックポイントテーブル(Check-Point table:以下、CPT)170をさらに含む。

CPT170は、再命名テーブル136とその広さが同一である。

CPT170は、図1に個別的には示さなかったがCPTエントリを有する。

CPTエントリの個数は、再命名テーブル136の個数と同一であり、これはCPTが再命名テーブル136と同一のような深さを有することを意味する。

CPTエントリ数は、CPT深さ(depth)を定義する。

【0031】

CPTエントリは、再命名テーブル136に格納された再命名データのチェックポイントされたバージョン(check-pointed version)180を格納するためのものである。

再命名データのチェックポイントされたバージョン180は、再命名データを生成する任意のバージョンであるか、或いは再命名データ自体であり、このような場合、再命名データはCPT170に格納されるので、チェックポイントされた再命名データ(check-pointed rename data)180と称される。

図1の実施形態で、再命名データのチェックポイントされたバージョン180は、ディスパッチャー140から受信する。

10

20

30

40

50

【0032】

以下でより詳細に説明するように、ROBチェックポイントウィンドウは、ROBチェックポイントウィンドウがリタイアポインターが示すROBエントリに基づいて定義される動的関係(dynami c Relati onshi p)(符号187)にしたがってCPTにマッピング(mappi ng)される。

リタイアポインターは、一般的に互に異なる時間に互に異なるROBエントリを示すので、動的関係(符号187)は可变的になる。したがって、ROBエントリに新しい「micro-ops」が割り当てられれば、選択されたCPTエントリは、「micro-ops」が目的地を有する場合、「micro-ops」に対する目的地再命名情報(destinati on Rename i nformati on)でアップデートされる。

10

【0033】

上述したように、再命名テーブル136はフラッシュ(flush)される。より正確には、これは再命名テーブルに格納された再命名データがフラッシュされることを意味する。

図1の実施形態で、マイクロプロセッサ110は、ブランチ実行ロジック157を含む。

ブランチ実行ロジック157は、フラッグ(符号190)で図示される「micro-ops」の実行中の予測ミスを検知することができる。

再命名テーブル136は、予測ミス(符号190)の感知に回答してフラッシュされる。

20

【0034】

再命名テーブル136がフラッシュされれば、以後に、再構成することができる。

再構成のために、マイクロプロセッサ110はリタイアチェックポイントデータ(reti re Check - poi nt da ta)を格納するリタイアテーブル138を包含することができる。

リタイアチェックポイントデータは再構成の開始過程として矢印(符号139)にしたがって再命名テーブル136にコピーされ得る。

再構成のために、フラッシュされた再命名データは、リタイアテーブルからの初期コピーを追加的に、データの2つのデータソース(da ta of s ources)から再命名テーブル136に再格納することができる。

30

【0035】

最初に、再命名データのチェックポイントされたバージョン180は、矢印(符号175)にしたがって多量流入(mass i mportati on)の形態にてCPT170から再命名テーブル136にコピーされ得る。

多量流入は、以下で説明するように、動的関係(符号187)の側面で許諾される場合、同時に生じるコピーによって具現され得る。

第2に、ROBデータ162内の再構成再命名データ182の少なくとも一部分は、矢印(符号165)にしたがってROB160から再命名テーブル136にコピーされ、これは“walki ng the ROB”として公知されたプロセスである。

40

【0036】

以下、実行動作をさらに詳細に説明する。図2A及び図2Bは、再命名テーブルがフラッシュされる間にROB260及びCPT270に対する互に異なるシナリオを説明するための図である。

ROB260とCPT270との大きさ及び機能的関係は、プロセス時間を節約するために矢印(符号175)のコピー動作と矢印(符号165)のコピー動作とが同時に起こることによって望ましい再構成の観点から選択されるものであり、本発明の実施形態はこれに限定されないことが理解され得る。

【0037】

本実施形態において、ROB260は、“0”から“95”に命名された96個のエン

50

トリを有する。

但し、これは例示的なことであり、R O B 2 6 0 は任意の個数の R O B エントリを有することができる。さらに、R O B チェックポイントウィンドウは R O B エントリのグループとして定義される。

該当グループは最適化された任意の数字であり得る。該当グループのための望ましい数字は、R O B 深さの約半分に該当する大きさであり、この場合では 4 8 個の R O B エントリである。

【 0 0 3 8 】

以下で詳細に説明するように、最適の R O B チェックポイントよりあまりにも大きい R O B チェックポイントウィンドウは、C P T が相違を生じるのに十分な時間を有することができない。一方、最適の R O B チェックポイントよりあまりにも小さい R O B チェックポイントウィンドウは、C P T が十分な時間を有することができるようにするが、データを再命名するのには十分ではない。

2 つの場合において、仮にグループの大きさが最適な大きさとあまりにも相違すると、これは以下で説明するように、R O B によって必要とするよりさらに多い時間をウォーキング (w a l k i n g) することになる。

【 0 0 3 9 】

図 2 A 及び図 2 B には、再命名テーブルがフラッシュされる間に R O B 2 6 0 及び C P T 2 7 0 に対する互に異なるシナリオを示す。

R O B チェックポイントウィンドウの各時間は、4 8 個の R O B エントリの他のグループに及ぼ (s p a n) される。

さらに、各時間の R O B 再構成ウィンドウ (R O B R e b u i l d w i n d o w) は、再命名テーブルのフラッシング (f l u s h i n g) の互に異なるイベントによって互に異なる時間で定義される時、一般的に互に異なる数字の R O B エントリを有する。

【 0 0 4 0 】

さらに具体的に、図 2 A で、R O B チェックポイントウィンドウは、R O B エントリ “ 2 0 ” のリタイアポインターで始まることと定義され、R O B エントリ “ 6 7 ” まで含む。

さらに、R O B 再構成ウィンドウ 2 6 3 A が定義され、これは “ 2 0 ” から “ 5 6 ” までの 3 6 個の R O B エントリを含む。

したがって、“ 5 6 ” エントリ以後の “ 5 7 ” エントリは、フラッシュポインターによって示されるエントリである。

このような 3 7 個のエントリは、再構成再命名データ 2 8 2 A を含む R O B データ 2 6 2 A を格納する。

C P T 2 7 0 は、チェックポイントされた再命名データ 2 8 0 A を格納する。

【 0 0 4 1 】

さらに、図 2 B で、R O B チェックポイントウィンドウは、R O B エントリ “ 4 0 ” のリタイアポインターで始まることと定義され、R O B エントリ “ 8 7 ” まで含む。さらに、R O B 再構成ウィンドウ 2 6 3 B が定義され、これは “ 4 0 ” から “ 6 6 ” までの 2 7 個の R O B エントリを含む。このような 2 7 個のエントリは再構成再命名データ 2 8 2 B を含む R O B データ 2 6 2 B を格納する。

C P T 2 7 0 はチェックポイントされた再命名データ 2 8 0 B を格納する。

【 0 0 4 2 】

動的関係 (d y n a m i c R e l a t i o n s h i p) (符号 2 8 7) は R O B の動作方法、より具体的には R O B チェックポイントウィンドウが C P T にマッピングされる方法に関する。

マッピング (m a p p i n g) は連係 (a s s o c i a t i o n) と称されることもある。

動的関係 (符号 2 8 7) は、それが変化するので、‘ 動的 (d y n a m i c) ’ であると称され、これは R O B チェックポイントウィンドウがリタイアポインターが示す R O B

10

20

30

40

50

エントリに基づいて定義されるためである。

即ち、図 2 A 及び図 2 B で、R O B チェックポイントウィンドウは、互に異なる形態として定義される。

【 0 0 4 3 】

再構成のために、所定の要素 (e l e m e n t) が格納された R O B エントリ又はそれが格納された C P T 2 7 0 から再命名テーブルに再格納される選択もある。仮に C P T からのコピーが許容されれば、速度が向上され得る。

動的関係 (符号 2 8 7) は、C P T 2 7 0 からの再命名、更には R O B 2 6 0 からの再命名がどの程度かに関係する。

C P T 2 7 0 からのコピー動作は、動的関係 (符号 2 8 7) の側面で許諾された場合に発生する。許諾される場合に関する実施形態は以下でさらに詳細に説明する。

【 0 0 4 4 】

実施形態によって作られたサンプルマイクロプロセッサ 3 1 0 に対するサンプルシーケンスを説明するために、図 3 A、図 3 B、図 3 C を続けて使用する。

マイクロプロセッサ 3 1 0 はデコーダー 3 2 0、再命名器 3 3 0、再命名テーブル 3 3 6、リタイアテーブル 3 3 8、ディスパッチャー 3 4 0、スケジューラー (3 4 1、3 4 2、3 4 3)、物理的レジスタファイル (P R F) 3 5 0、実行ユニット (3 5 1、3 5 2、3 5 3)、プランチ実行ロジック 3 5 7、及び R O B 3 6 0 を含み、これは図 1 と同様の構成要素を参照して説明される。

【 0 0 4 5 】

R O B 3 6 0 は、R O B データ 1 6 2 と同様の R O B データ 3 6 2 を格納することができる。

R O B データ 3 6 2 は、再構成再命名データ 1 8 2 と同様の再構成再命名データ 3 8 2 を含む。

また、マイクロプロセッサ 3 1 0 は、R O B 3 6 0 と動的関係を有する C P T 3 7 0 を含む。

C P T 3 7 0 と R O B 3 6 0 は、図 1、図 2 A、図 2 B の動的関係 (符号 1 8 7、2 8 7) と同様の動的関係を有することができる。

C P T 3 7 0 は動的関係にしたがってチェックポイントされた再命名データ 3 8 0 を格納する。

【 0 0 4 6 】

図 3 A で、マイクロプロセッサ 3 1 0 は、ノーマル動作を実行する。

命令語はパイプを通じてデコーダー 3 2 0 で受信され、実行ユニット (3 5 1、3 5 2、3 5 3) で実行される。

図 3 B で、フラッグ 3 9 0 として図示す予測ミス (符号 3 9 0) が感知される。

その結果、再命名テーブル 3 3 6 はフラッシュ (符号 3 9 2) され、コメントによって示される。

図 3 C で、停止コメント (符号 3 9 3) によって示すように、再命名テーブル 3 3 6 は再構成される。

その結果、コメント「停止」 (符号 3 9 1) が示すようにパイプのフロントエンドで停止が発生する。

【 0 0 4 7 】

再構成は次のように実行される。

第 1 に、リタイアチェックポイントが矢印 (符号 3 3 9) にしたがってリタイアテーブル 3 3 8 からコピーされる。

再構成は、2 つの他のソースから来るデータによって実行される。

チェックポイントされた再命名データ 3 8 0 は、適用可能である動的関係の観点から許諾される場合、矢印 (符号 3 7 5) にしたがってコピーされる。

そして、再構成再命名データ 3 8 2 は矢印 (符号 3 6 5) にしたがって R O B 3 6 0 をウォーキング (w a l k i n g) することによってコピーされる。

【 0 0 4 8 】

しかし、一部の特別な場合には以下のサンプルシナリオに開示するように、2つのソースの中の1つのソースは関与しないことがあり得る。

マイクロプロセッサ 3 1 0 は、一般的に、図に示さなかったクロックを含む。

クロックは、クロックサイクルを定義するパルスを出力する。

クロックサイクルは、本発明の長所を評価するよい方法である。実施形態を以下に説明する。

【 0 0 4 9 】

図 4 は、図 3 で説明した再命名テーブルを再構成するための時間パルスを示すタイミング図である。

1つのパルスによって表現されたクロックサイクル 4 1 2 は、Nサイクルのグループ 4 1 5 を含む。数字“N”は以下でさらに詳細に説明する。

図 4 では予測ミスを検知し、以後のペナルティー (p e n a l t i e s) を説明する。

【 0 0 5 0 】

パルス 4 9 2 はコメント (符号 3 9 2) による再命名テーブル 3 3 6 のフラッシング (f l u s h i n g) に対応する。

延長された停止パルス 4 9 1 はコメント (符号 3 9 1) に対するパイプ (p i p e) が停止された時間に対応する。

パルス 4 9 1 の持続は、予測ミスに対する時間ペナルティー及び以後のマイクロプロセッサの動作性能減少と関連する。

パルス 4 9 1 とサイクルのグループ 4 1 5 で、仮に“N”が大きければ、ペナルティーはさらに大きい。

パルス 4 9 3 A とパルス 4 9 3 B とは、コメント (符号 3 9 3) に対応して各々再構成の開始と終了を示す。

【 0 0 5 1 】

一般的に、再命名サイクル 4 3 6 は、サイクル 4 3 9、サイクル 4 7 5、N個のサイクルのグループ 4 6 5 を含む。

サイクル 4 3 9 は、矢印 (符号 3 3 9) の動作を実行の際に、リタイアチェックポイントをコピーするためのものである。

サイクル 4 7 5 は、矢印 (符号 3 7 5) にしたがって C P T から同時にコピーするためのものである。

【 0 0 5 2 】

N個のサイクルのグループ 4 6 5 は矢印 (符号 3 6 5) にしたがって R O B をウォーキング (w a l k i n g) するためのものである。

サイクルのグループ 4 1 5 と同様に、サイクル 4 6 5 は1つのパルスによって図に示している。

但し、これは例示的なものであり、複数のサイクルのグループ 4 1 5 とサイクル 4 6 5 とはN値を有することもあり得る。

矢印 (符号 3 3 9、3 7 5、3 6 5) は理解の便宜を助けるために図 4 で適切な位置で反復される。

しかし、具体的に、再命名サイクル 4 3 6 は毎度は包含されない。

いずれかが含まれ、いずれかが含まれないかに関する問題は予測ミスが感知され、以後の再命名テーブルがフラッシュされる時点として定義されるシナリオによる。

具体的な動作のシナリオは図 4 を参照して説明する。

【 0 0 5 3 】

最初に、シナリオを理解するために、R O B 再構成ウィンドウは、再命名テーブルがフラッシュされる時、定義されたと認識されなければならない。

R O B 再構成ウィンドウは、図 2 A 及び図 2 B で説明したように、リタイアポインターから開始し、フラッシュポインターが1つ先行するところで終了する R O B エントリを有する。

10

20

30

40

50

ＲＯＢ再構成ウインドウ内のＲＯＢエントリは、再命名テーブルに再格納される必要があると定義され、再格納は、ＣＰＴからの同時コピー動作又はＲＯＢをウォーキング（walking）する動作のいずれか１つによって実行される。

各場合において、ＲＯＢから再命名テーブルにコピーされる再構成再命名データの部分はＲＯＢ再構成ウインドウ内に属する。

【００５４】

シナリオは、再命名テーブルがフラッシュされる時毎に、ＲＯＢ再構成ウインドウが一般的に互に異なるＲＯＢエントリのセットを包含する点で相違する。

異なるシナリオは、ＲＯＢ再構成ウインドウが以前に言及したＲＯＢチェックポイントウインドウの深さと関連して、どのようにして異なる大きさを有するのかを検証する。

また、以下のシナリオの一側面は、ＣＰＴテーブルが同時に再命名テーブルにコピーされることが許諾されるか否か、又はＲＯＢをウォーキング（walking）することによって同一の内容がコピーされるか否かを判断することに連関する。

【００５５】

このようなシナリオの多様な例を説明する。

シナリオの説明をするために、ＲＯＢ３６０とＣＰＴ３７０とが図２Ａ及び図２Ｂで示しものと同様に使用されたと仮定する。

さらに、動的関係（符号２８７）と同様のＲＯＢチェックポイントＣＰウインドウとＣＰＴ３７０を示す波括弧によって示される動的関係が適用される。

【００５６】

図５は、本発明からの有利な結果がない第１サンプルシナリオに対する、図３Ｃの構成要素を示す図である。

ＲＯＢ３６０でチェックポイントウインドウは、リタイアポインターが示すＲＯＢエントリ“２０”で始めて、ＲＯＢエントリ“６７”で終了する。

加えて、矢印で示したＲＯＢ再構成ウインドウ５６３は、リタイアポインターが示すＲＯＢエントリ“２０”で始めて、フラッシュポインターが示すＲＯＢエントリ“５７”より１つ小さいＲＯＢエントリ“５６”で終了する。

ＲＯＢ再構成ウインドウ５６３内のＲＯＢデータ５６２は、ＣＰＴ３７０からの同時コピー又は直接的にＲＯＢ３６０をウォーキングすることによって再命名テーブル３３６に再格納される再構成再命名データ５８２を含む。

【００５７】

本実施形態で、ＲＯＢ再構成ウインドウ５６３はＲＯＢチェックポイントウインドウより小さい。

したがって、ＲＯＢ再構成ウインドウ５６３は全て、ＲＯＢエントリ“０”から“４７”になされたＲＯＢチェックポイントウインドウ内にある。

したがって、ＲＯＢエントリ“５７”で“６７”までのコンテンツはフラッシュされ、そのため、ＣＰＴ３７０に格納されたチェックポイントされた再命名データ５８０は、ＣＰＴ３７０が再命名テーブル３３６にコピーされるので、再構成プロセスの一部として再命名テーブルにコピーされない。

チェックポイントされた再命名データ５８０を図で線を引いて消されたように示したのはこのためである。

【００５８】

したがって、コメント（符号５６７）によって、すべてのＲＯＢエントリ“２０”乃至“５６”内の再構成再命名データ５８２は矢印（符号５６５）にしたがって、即ち、ＲＯＢ３６０をウォーキングすることによって再格納される。

言い換えれば、図５のＣＰＴは再構成のために使用されなく、したがって、本発明は図５のシナリオでは長所を提供しない。

図５のシナリオに対して図４を簡略的に参照すれば、再命名サイクル４７５が包含され、数字“Ｎ”は最大“ｍ”であり、ここで、“ｍ”はこのようなシナリオの下でＲＯＢ３６０がウォーキングされることが出来る最も多い段階の数を示す。

停止パルス 4 9 1 の期間は本発明が無い状態では減少しない。このようなことは残るシナリオ例では適用されない。

【 0 0 5 9 】

図 6 は、第 2 サンプルシナリオのための図 3 C の構成要素を示す図である。

ROB 3 6 0 で、チェックポイントウインドウはリタイアポインターによって示される ROB エントリ “ 2 0 ” から開始して ROB エントリ “ 6 7 ” で終了する。

さらに、ROB 3 6 0 内の ROB 再構成ウインドウ 6 6 3 は “ 2 0 ” から “ 7 6 ” までの ROB エントリに掛かっている。

本実施形態において、ROB データ 6 6 2 は、再命名テーブル 3 3 6 に再格納される再構成再命名データの一部 (6 8 2 A、6 8 2 B) を含む。

再構成再命名データの ROB 3 6 0 内の所定部分での 6 8 2 A、6 8 2 B への分割が ROB チェックポイントの境界で発生したことが理解できる。

実際、“ 2 0 ” から “ 6 7 ” の ROB エントリは C P T 3 7 0 に格納されたチェックポイントされた再命名データ部分 6 8 0 にマッピングされ、“ 6 8 ” から “ 7 6 ” の ROB エントリは C P T 3 7 0 にマッピングされない。

【 0 0 6 0 】

チェックポイントされた再命名データ部分 6 8 0 は使用可能であり、コメント (符号 6 7 7) によって、矢印 (符号 6 7 5) にしたがって再格納される。

したがって、再構成再命名データ部分 6 8 2 A は必要としなくなって、示したように図で線を引いて消される。

しかし、部分 6 8 2 B は C P T を経て効果的にコピーされることができなく、コメント (符号 6 6 7) によって “ 6 8 ” から “ 7 6 ” の ROB エントリ内の再構成再命名データ部分 6 8 2 B は、ROB 3 6 0 をウォーキング (w a l k i n g) することによって矢印 (符号 6 6 5) にしたがって再格納される。

【 0 0 6 1 】

図 4 を参照すれば、矢印 (符号 6 7 5) にしたがって再格納することは、1 つのクロックパルス 4 7 5 内で発生する。

“ N ” は “ m ” より小さく、“ 0 ” より大きくて、停止パルス 4 9 1 の持続期間は本発明によって減少される。

図 6 のシナリオでの再構成は、図 5 に比べてさらに多いデータをコピーすることを要求するように見えるが、本発明の技術的思想にしたがえば、より短い時間の所要ですむ。

【 0 0 6 2 】

図 7 は、第 3 サンプルシナリオのための図 3 C の構成要素を示す図である。

ROB 3 6 0 で、チェックポイントウインドウはリタイアポインターによって示される “ 2 0 ” の ROB エントリから始めて “ 6 7 ” の ROB エントリで終了する。

さらに、ROB 再構成ウインドウ 7 6 3 は “ 2 0 ” から “ 6 7 ” の ROB エントリに掛かっている。

本実施形態において、ROB 再構成ウインドウ 7 6 3 は、ROB チェックポイントウインドウと完全に同一である。

これは所定周波数で統計的に発生する特別な場合に該当する。ROB データ 7 6 2 は再構成再命名データ 7 8 2 を含む。

【 0 0 6 3 】

チェックポイントされた再命名データ部分 7 8 0 は使用可能であり、コメント (符号 7 7 7) によって、矢印 (符号 7 7 5) にしたがって再格納される。

さらに、コメント (符号 7 6 7) により、本シナリオでは ROB 3 6 0 をウォーキング (w a l k i n g) させることが無く、再構成再命名データは ROB 3 6 0 から再命名テーブル 3 3 6 にコピーされない。

したがって、再構成再命名データ部分 7 8 2 は必要が無くなるようになって、図に示したように線を引いて消される。

【 0 0 6 4 】

10

20

30

40

50

図４を参照すれば、矢印（符号７７５）にしたがって再格納することは１つのクロックパルス４７５内で発生することができる。

“Ｎ”は“０”であり、パルス４１５、４６５のグループは存在しない。停止パルス４９１の持続期間は本発明によって最少化される。

【００６５】

図８は、本発明の実施形態による半導体装置と共に動作するシステム８００を含む電子機器を示すブロック図である。

システム８００はＰＤＡ（personal digital assistant）、ラップトップコンピュータ、モバイルコンピュータ、ウェブタブレット、無線フォン、携帯電話機、デジタル音楽再生器、有線又は無線電気装置、又は少なくとも前記の機器の中で２つ以上を含む複合電子装置内で使用され得る。

システム８００はコントローラ８１０、キーパッド（key pad）、キーボード（key board）、ディスプレイのような入出力装置８２０、メモリ８３０、バス８５０を通じて相互通信するインターフェイス８４０を包含する。

コントローラ８１０は、例えば、本発明の実施形態にしたがって製造された少なくとも１つのマイクロプロセッサ、デジタル信号プロセッサ、マイクロコントローラのようなものを包含する。

【００６６】

メモリ８３０はコントローラ８１０によって使用される命令語及び／又は入出力装置を経てアクセス可能であるユーザーデータを格納する。

システム（或いは電子機器）８００は、通信ネットワークを通じてデータを伝送するか、或いは受信するユーザーインターフェイス８４０を使用する。

伝送動作は、例えば、ケーブル、ＵＳＢインターフェイスのような有線を経ることがあり得る。他の例として、通信ネットワークは無線であり、インターフェイス８４０は無線であり、例えば、アンテナ、無線送受信機のようなものであり得る。

システム８００（或いは電子機器）は、ＣＤＭＡ、ＧＳＭ（登録商標）、ＮＡＤＣ、Ｅ－ＴＤＭＡ、ＷＣＤＭＡ（登録商標）、ＣＤＭＡ２０００、Ｗｉ－Ｆｉ、Ｍｕｎｉ Ｗｉ－Ｆｉ、Ｂｌｕｅｔｏｏｔｈ（登録商標）、ＤＥＣＴ（登録商標）、Ｗｉｒｅｌｅｓｓ ＵＳＢ、Ｆｌａｓｈ－ＯＦＤＭ、ＩＥＥＥ ８０２．２０、ＧＰＲＳ、ｉＢｕｒｓｔ（登録商標）、ＷｉＢｒｏ、ＷｉＭＡＸ（登録商標）、ＷｉＭＡＸ（登録商標）－Ａｄｖａｎｃｅｄ、ＵＭＴＳ－ＴＤＤ、ＨＳＰＡ、ＥＶＤＯ、ＬＴＥＡｄｖａｎｃｅｄ、ＭＭＤＳのような通信システムの通信インターフェイスプロトコル内で使用され得る。

【００６７】

図９は本発明の実施形態によるマイクロプロセッサの動作方法を説明するためのフローチャートである。

フローチャート９００の動作方法は、上述した実施形態、マイクロプロセッサ、電子装置によって実行される。

まず、Ｓ９１０段階にて、命令語を「micro-ops」にデコーディングする。

次にＳ９２０段階にて、再命名データを「micro-ops」によって発生する。

次にＳ９３０段階にて、再命名データを再命名テーブルに格納する。

【００６８】

次にＳ９４０段階にて、再命名データのチェックポイントされたバージョンをＣＰＴに格納する。

次に、Ｓ９５０段階にて、「micro-ops」から発生されたＲＯＢデータをＲＯＢに格納する。

ＲＯＢデータは必要である場合、結局のところ再命名テーブルを再構成するために使用される再構成再命名データを包含することができる。ＲＯＢはＣＰＴと動的関係を維持する。

次に、Ｓ９６０段階にて、「micro-ops」を実行する。

【００６９】

10

20

30

40

50

次のＳ９７０段階にて、再命名テーブルがフラッシュされたか否かを判断する。

言い換えれば、再命名データは再命名テーブルからフラッシュされる。

仮に「いいえ」であれば、Ｓ９１０段階に戻る。

一実施形態において、再命名テーブルは上述したように予測ミスを検知することに対応してフラッシュされる。

仮に再命名テーブルがフラッシュされれば、以後のＳ９８０段階にしたがって、再命名データを再命名テーブルに再格納する。即ち、再命名テーブルが再構成される。

【００７０】

Ｓ９８０段階はＳ９８２段階及びＳ９８４段階の中で少なくとも１つを含む。

Ｓ９８０段階で、ＲＯＢエントリのＲＯＢ再構成ウインドウは再命名テーブルがフラッシュされた時、定義され得る。

ＲＯＢ再構成ウインドウ内のこのようなＲＯＢエントリの再構成再命名データは、Ｓ９８２段階によって、又はＳ９８４段階によって再命名テーブルに再格納される。

【００７１】

Ｓ９８２段階にて、再命名データのチェックポイントされたバージョンは、仮にＳ９５０段階の動的関係によって許諾されれば、ＣＰＴから再命名テーブルにコピーする。

一実施形態において、再命名データのチェックポイントされたバージョンは１つのクロックサイクル内でコピーされる。

【００７２】

Ｓ９８４段階にて、再構成再命名データはＲＯＢから再命名テーブルにコピーする。

望ましくは、これはＳ９８２段階によってカバーされないで残ることに対して実行され、ＲＯＢをウォーキング(walking)することによって実行される。

【００７３】

なお、上述した動作の順序は例示的なものであり、本発明の技術的思想はこれに限定されない。例えば、上述した動作方法の順序は固定されたものでなく、本発明の技術的思想の他の実施形態にしたがって異なる順序によって実行することもできる。

さらに、他の実施形態で、新しい段階が追加されたり、各段階が修正されるか、或いは削除されることもあり得る。

尚、本発明は、上述の実施形態に限られるものではない。本発明の技術的範囲から逸脱しない範囲内で多様に変更実施することが可能である

【符号の説明】

【００７４】

１１０、３１０ マイクロプロセッサ

１２０、３２０ デコーダー

１３０、３３０ 再命名器(renamer)

１３６、３３６ 再命名テーブル

１３８、３３８ リタイアテーブル

１４０、３４０ ディスパッチャー

１４１～１４３、３４１～３４３ スケジューラー(A～C)

１５０、３５０ 物理的レジスタファイル(PRF)

１５１～１５３、３５１～３５３ 実行ユニット(A～C)

１５７、３５７ ブランチ実行ロジック

１６０、３６０ リオーダーバッファ(ROB)

１６２、３６２ ROBデータ

１７０、２７０、３７０ チェックポイントテーブル(CPT)

１８０ 再命名データのチェックポイントされたバージョン

１８２、３８２ 再構成再命名データ

２８０Ａ、２８０Ｂ、３８０、３８１、５８０ チェックポイントされた再命名データ

タ

10

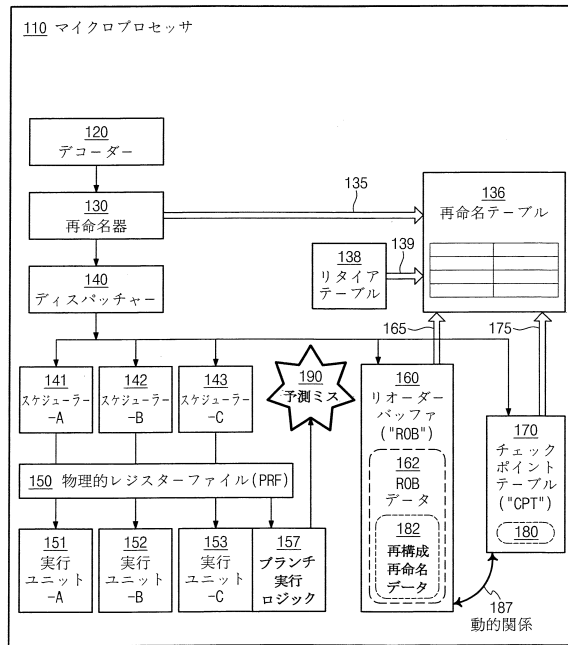
20

30

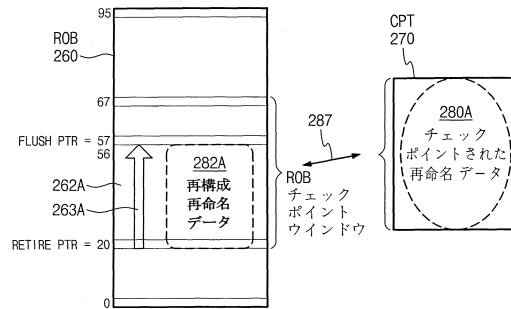
40

50

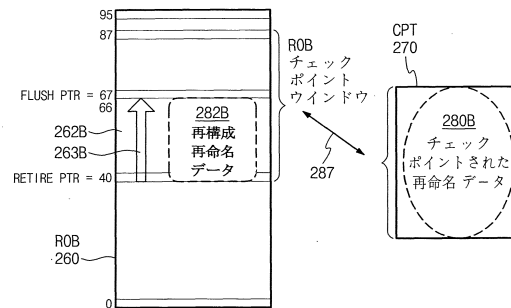
【図 1】



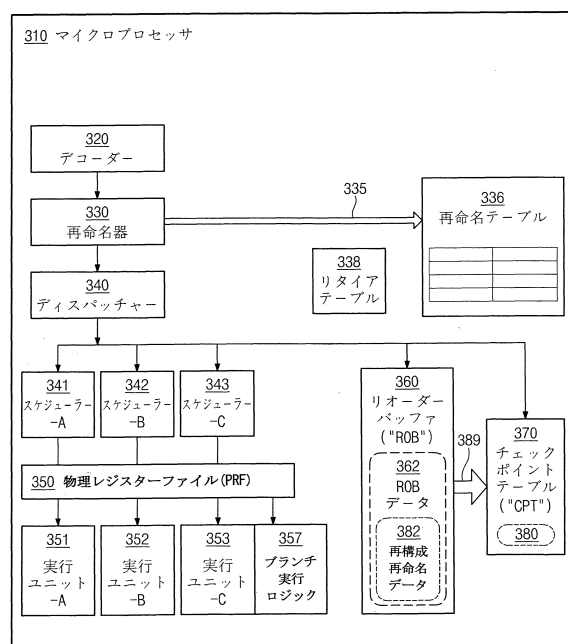
【図 2 A】



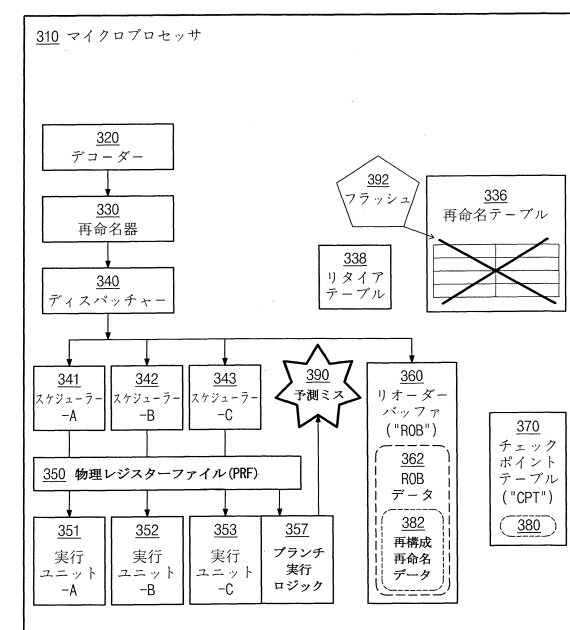
【図 2 B】



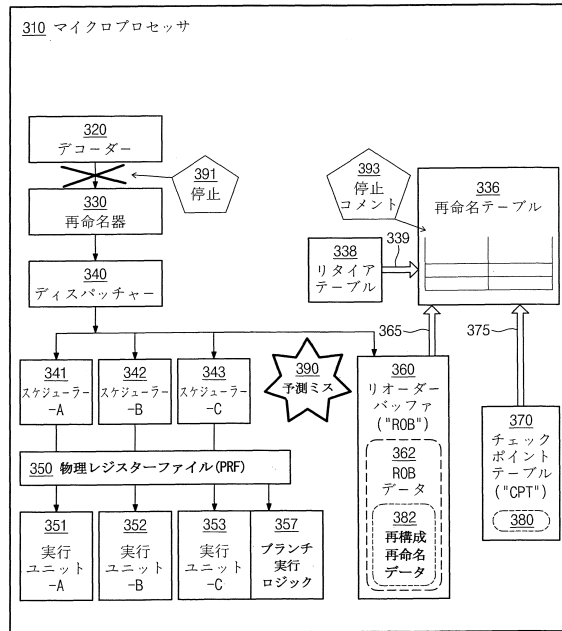
【図 3 A】



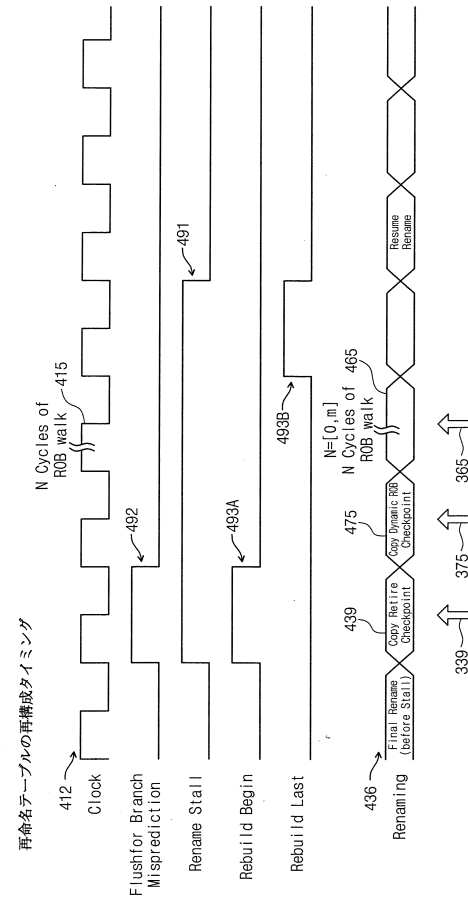
【図 3 B】



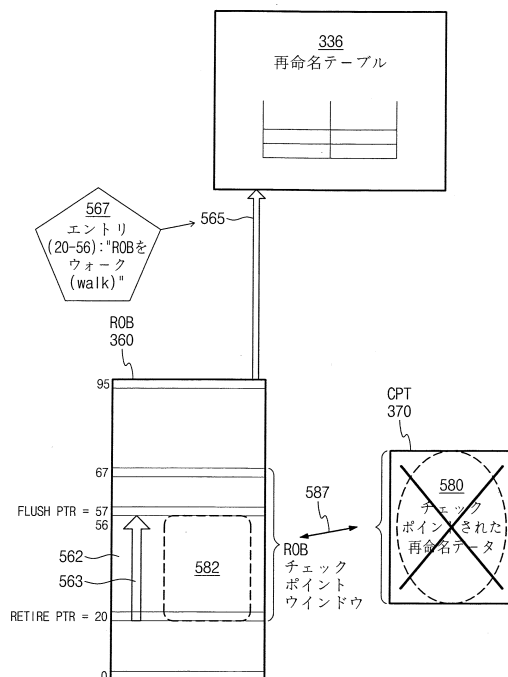
【図 3 C】



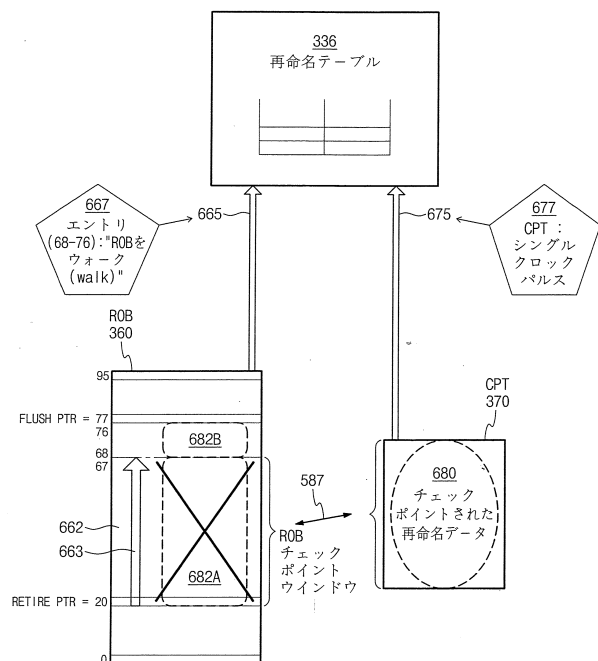
【図 4】



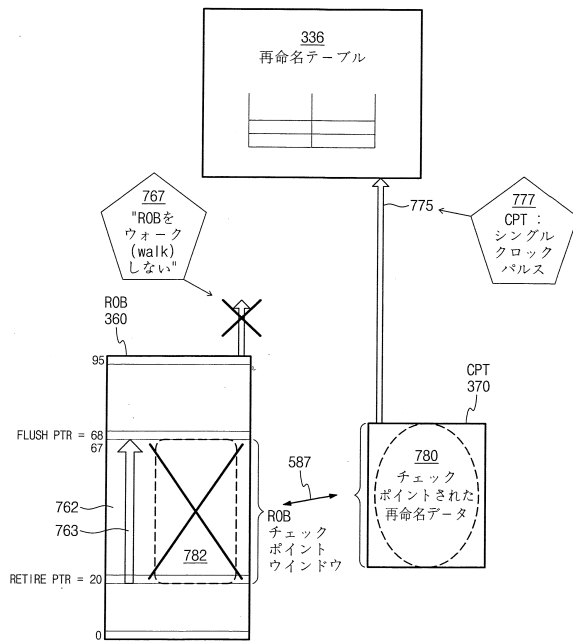
【図 5】



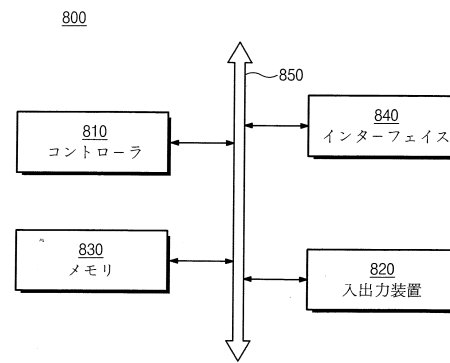
【図 6】



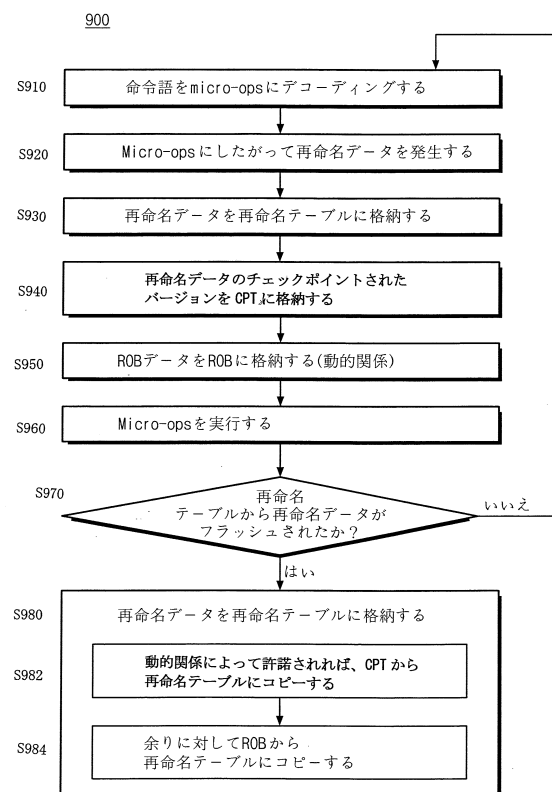
【図 7】



【図 8】



【図 9】



フロントページの続き

(72)発明者 アイアンガー, ラビ

アメリカ合衆国 78759 テキサス州 オースティン シートン センター パークウェイ
4600 アパート 1712

(72)発明者 サンシャナクリシュナン, プラスナ

アメリカ合衆国 78726 テキサス州 オースティン インディゴ ブラッシュ ドライブ
9505

審査官 田中 幸雄

(56)参考文献 特開2000-285082(JP, A)

特開2004-355663(JP, A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F 9/38

G06F 9/30