

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第6127872号
(P6127872)

(45) 発行日 平成29年5月17日 (2017.5.17)

(24) 登録日 平成29年4月21日 (2017.4.21)

(51) Int.Cl.

F I

G 0 6 F 12/00 (2006.01)

G 0 6 F 12/00 5 7 1 A

G 0 6 F 13/38 (2006.01)

G 0 6 F 13/38 3 1 0 C

請求項の数 7 (全 10 頁)

(21) 出願番号 特願2013-201878 (P2013-201878)
 (22) 出願日 平成25年9月27日 (2013.9.27)
 (65) 公開番号 特開2015-69326 (P2015-69326A)
 (43) 公開日 平成27年4月13日 (2015.4.13)
 審査請求日 平成28年6月6日 (2016.6.6)

(73) 特許権者 000005223
 富士通株式会社
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号
 (74) 代理人 100090273
 弁理士 國分 孝悦
 (72) 発明者 豊田 雄太
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号 富士通株式会社内
 (72) 発明者 細江 広治
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号 富士通株式会社内
 (72) 発明者 常世田 明夫
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号 富士通株式会社内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 演算処理装置及び演算処理装置の制御方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

メモリに対して複数の長さのアクセス要求を発行するメモリ制御部を有する演算処理装置であって、

前記メモリ制御部は、

前記アクセス要求の長さ毎に前記アクセス要求を保持する複数のキュー保持部と、

前記メモリの資源の残数に応じて、前記複数のキュー保持部に保持されているアクセス要求のいずれかを選択して前記メモリに発行する調停部とを有することを特徴とする演算処理装置。

【請求項 2】

前記複数の長さのアクセス要求は、複数の長さの書き込みデータを含む書き込み要求であることを特徴とする請求項 1 記載の演算処理装置。

【請求項 3】

前記複数の長さのアクセス要求は、読み出し要求及び書き込み要求であることを特徴とする請求項 1 又は 2 記載の演算処理装置。

【請求項 4】

前記メモリの資源の残数は、前記メモリ内のクロック乗り換え回路が前記アクセス要求を記憶する複数のフロップフロップ回路のうちの未使用のフリップフロップ回路の数であることを特徴とする請求項 1 ～ 3 のいずれか 1 項に記載の演算処理装置。

【請求項 5】

10

20

前記メモリは、前記アクセス要求の長さが長いほど多くの資源を必要とし、

前記調停部は、前記メモリの資源の残数以下の資源を必要とする長さのアクセス要求を選択して前記メモリに発行することを特徴とする請求項 1 ～ 4 のいずれか 1 項に記載の演算処理装置。

【請求項 6】

前記調停部は、前記アクセス要求の長さ毎の発行数をカウントするカウンタを有し、前記アクセス要求の長さ毎の発行数に応じて、前記複数のキュー保持部に保持されているアクセス要求のいずれかを選択して前記メモリに発行することを特徴とする請求項 1 ～ 5 のいずれか 1 項に記載の演算処理装置。

【請求項 7】

10

メモリに対して複数の長さのアクセス要求を発行するメモリ制御部を有する演算処理装置の制御方法であって、

前記メモリ制御部が有する複数のキュー保持部が、前記アクセス要求の長さ毎に前記アクセス要求を保持し、

前記メモリ制御部が有する調停部が、前記メモリの資源の残数に応じて、前記複数のキュー保持部に保持されているアクセス要求のいずれかを選択して前記メモリに発行することを特徴とする演算処理装置の制御方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

20

本発明は、演算処理装置及び演算処理装置の制御方法に関する。

【背景技術】

【0002】

パケットのアドレスフィールドからリンクを特定でき、情報フレームが確認情報として送受信され、扱うパケット長に統計的な偏りを有するパケット通信方式が知られている（例えば、特許文献 1 参照）。バッファをパケット長に応じて複数種類設けてなるバッファプールと、受信パケットをパケット長に応じてバッファプールの各バッファに振分けるデータ受信部が設けられる。優先的に送受信を行ないたいパケットに応じたバッファの数を多くし、パケット受信時にデータ受信可能なバッファが無い場合、アドレスフィールドからリンクを特定しそのリンクに対してのみ自局ビジーとする。空バッファの総数が規定数以下になると、全リンクに対して自局ビジーとする機能と、空バッファの総数が一定数を越えると、自局レディとする機能とを有するフロー制御部が設けられる。

30

【0003】

また、可変長のパケットにより通信するネットワークを相互に接続するパケット通信網接続装置が知られている（例えば、特許文献 2 参照）。判定手段は、受信したパケットを、そのパケット長が所定の値以下であれば短パケット、そうでなければ長パケットと判定する。優先送信手段は、短パケットを長パケットに優先して送信する。

【0004】

また、単一の出力待ち行列を用いた優先制御方式が知られている（例えば、特許文献 3 参照）。この優先制御方式は、輻輳を受けているまたは受け得るパケットと輻輳を受けていないパケットの順序を交換することにより、輻輳を受けていないパケットの出力優先度を向上させる。

40

【先行技術文献】

【特許文献】

【0005】

【特許文献 1】特開平 1 - 1 4 6 4 4 5 号公報

【特許文献 2】特開平 1 0 - 2 7 1 1 6 3 号公報

【特許文献 3】特開 2 0 0 1 - 1 7 7 5 7 5 号公報

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

50

【 0 0 0 6 】

メモリに対するアクセス要求のパケット長は、アクセス要求の種別に依り異なり、固定長では無い。一方で、メモリは、受信処理の資源に限りがあるため、常時、アクセス要求を処理できない場合が多い。この場合、メモリは、資源の空きを待って、アクセス要求の処理を行うことになる。演算処理装置は、メモリの資源の残数が足りず、アクセス要求の送信が待たされることにより、スループットが低下してしまう。

【 0 0 0 7 】

1つの側面では、本発明の目的は、メモリに対するアクセス要求発行のスループットを向上させることができる演算処理装置及び演算処理装置の制御方法を提供することである。

10

【課題を解決するための手段】

【 0 0 0 8 】

演算処理装置は、メモリに対して複数の長さのアクセス要求を発行するメモリ制御部を有する演算処理装置であって、前記メモリ制御部は、前記アクセス要求の長さ毎に前記アクセス要求を保持する複数のキュー保持部と、前記メモリの資源の残数に応じて、前記複数のキュー保持部に保持されているアクセス要求のいずれかを選択して前記メモリに発行する調停部とを有する。

【発明の効果】

【 0 0 0 9 】

調停部を設けることにより、メモリに対するアクセス要求発行のスループットを向上させることができる。

20

【図面の簡単な説明】

【 0 0 1 0 】

【図1】図1は、本実施形態による演算処理システムの構成例を示す図である。

【図2】図2は、図1のメモリコントローラの構成例を示す図である。

【図3】図3は、図1のメインメモリの構成例を示す図である。

【発明を実施するための形態】

【 0 0 1 1 】

図1は、本実施形態による演算処理システムの構成例を示す図である。演算処理システムは、プロセッサ101及びメインメモリ105を有する。プロセッサ101は、演算処理装置であり、プロセッサコア102、キャッシュ回路103及びメモリコントローラ104を有する。プロセッサコア102は、フェッチ及びストア命令をキャッシュ回路103に発行する。キャッシュ回路103は、キャッシュメモリ及びキャッシュコントローラを有する。キャッシュコントローラは、アクセス要求（読み出し要求又は書き込み要求）のパケットをメモリコントローラ104に発行する。メモリコントローラ104は、メモリ制御部であり、アクセス要求の調停を行い、アクセス要求のパケットをメインメモリ105に発行する。メインメモリ105は、読み出し要求を入力すると、指定アドレスのデータを読み出し、読み出したデータを、メモリコントローラ104及びキャッシュ回路103を介して、プロセッサコア102に出力する。また、メインメモリ105は、書き込み要求を入力すると、書き込み要求内の書き込みデータを指定アドレスに書き込む。

30

40

【 0 0 1 2 】

メモリコントローラ104が発行するアクセス要求のパケット長は、アクセス要求の種別に依り異なり、可変長である。メモリコントローラ104は、メインメモリ105に対して複数の長さのアクセス要求を発行する。例えば、アクセス要求は、異なる長さの書き込みデータを含む書き込み要求によりパケット長が異なる。また、アクセス要求は、読み出し要求と書き込み要求とではパケット長が異なる。

【 0 0 1 3 】

図2は、図1のメモリコントローラ（ホスト回路）104の構成例を示す図である。メモリコントローラ104は、リクエスト受信部201、リクエスト処理部202、複数のキュー保持部203a～203e、リクエスト調停部204、及びリクエスト発行部20

50

9を有する。リクエスト調停部204は、リクエスト選択部205、調停制御部206及びリクエスト抑止制御部207を有する。リクエスト抑止制御部207は、カウンタ208を有する。メモリコントローラ104は、キャッシュ回路103からアクセス要求の packetsを受信し、受信した packetsの調停を行い、アクセス要求の packets PKをメインメモリ105に送信する。その際、メモリコントローラ104は、メインメモリ105の資源の残数をメインメモリ105から受信し、アクセス要求の調停を行う。

【0014】

図3は、図1のメインメモリ(リモート回路)105の構成例を示す図である。メインメモリ105は、アクセス要求の packets PKの受信処理の資源に限りがあるため、資源の空きを待って、アクセス要求の packets PKの受信処理を行う。プロセッサ101は、メインメモリ105の資源の残数が足りない場合には、アクセス要求の送信が待たされることにより、スループットが低下してしまう。

【0015】

メインメモリ105は、受信 packetsクロックドメイン301及びメモリクロックドメイン302を有する。受信 packetsクロックドメイン301及びメモリクロックドメイン302は、クロック乗り換え回路を構成する。受信 packetsクロックドメイン301は、複数のフリップフロップ回路303、書き込みポインタ記憶部304及び資源カウンタ回路305を有し、受信 packets PKの周波数と同じ第1のクロック信号に同期して動作する。メモリクロックドメイン302は、読み出し回路306及び読み出しポインタ記憶部307を有し、メインメモリ105の動作クロック信号である第2のクロック信号に同期して動作する。第2のクロック信号は、第1のクロック信号とは異なる周波数のクロック信号である。すなわち、受信 packets PKのクロック周波数と、メインメモリ105の内部のクロック周波数とが異なる。クロック乗り換え回路は、第1のクロック信号に同期する packets PKを第2のクロック信号に同期する packetsに変換する。

【0016】

複数のフリップフロップ回路303は、ファーストインファーストアウト(FIFO)のバッファを構成し、受信したアクセス要求の packets PKを保持する。アクセス要求の packets PKの長さにより、保持に必要なフリップフロップ回路303の数が異なる。 packets PKの長さが長いほど、多くのフリップフロップ回路303を必要とする。 packets PKは、第1のクロック信号に同期して、複数のフリップフロップ回路303において、書き込みポインタ記憶部304に記憶されている書き込みポインタが示すアドレスに書き込まれる。書き込み後、書き込みポインタ記憶部304内の書き込みポインタはインクリメントされる。フリップフロップ回路303に保持されている packets PKは、メインメモリ105内で処理するために読み出される。具体的には、読み出し回路306は、複数のフリップフロップ回路303において、読み出しポインタ記憶部307に記憶されている読み出しポインタが示すアドレスのデータを第2のクロック信号に同期して読み出す。読み出し後、読み出しポインタ記憶部307内の読み出しポインタはインクリメントされる。

【0017】

以上の動作により、クロック乗り換え回路は、 packets PKの周波数で受信したデータをメインメモリ105の内部のクロック周波数のデータに変換することができる。ここで、もし第1のクロック信号が第2のクロック信号よりも高速な周波数である場合、書き込む速度が読み出す速度よりも速いため、データを保持しているフリップフロップ回路303が足りなくなり、いずれデータが上書きされてしまう。これを防ぐため、資源カウンタ回路305は、書き込みポインタ記憶部304内の書き込みポインタと読み出しポインタ記憶部307内の読み出しポインタとの差を、未使用のフリップフロップ回路(資源)303の残数としてメモリコントローラ104に送信する。すなわち、メインメモリ105の資源の残数は、メインメモリ105内のクロック乗り換え回路がアクセス要求の packets PKを記憶する複数のフリップフロップ回路303のうちの未使用のフリップフロップ回路303の数である。メインメモリ105は、資源の残数を packets PKの送受

10

20

30

40

50

信に合わせて送信しても良いし、定期的送信してもよい。なお、メインメモリ 104 の資源は、クロック乗り換え回路のフリップフロップ回路 303 である例を説明したが、これに限定されない。

【0018】

次に、図 2 を参照しながら、メモリコントローラ 104 の制御方法を説明する。リクエスト受信部 201 は、キャッシュ回路 103 からアクセス要求の packets を受信してリクエスト処理部 202 に出力する。リクエスト処理部 202 は、入力した packets の packets 長毎に異なるキュー保持部 203 a ~ 203 e に packets を振り分けて保持させ、packets 長毎の packets 受信情報をリクエスト抑止制御部 207 に出力する。キュー保持部 203 a、203 b、203 c、203 d、203 e の順で、保持する packets の packets 長が長くなっている。なお、5 個のキュー保持部 203 a ~ 203 e を設ける例を示すが、5 個に限定されない。

10

【0019】

キュー保持部 203 a は、最も packets 長が長い第 1 の packets 長の packets を保持する。メインメモリ 105 が第 1 の packets 長の packets を受信処理するには、最も多い第 1 の資源数 μ_1 を必要とする。すなわち、資源の残数 が第 1 の資源数 μ_1 以上である場合には、キュー保持部 203 a に保持されている第 1 の packets 長のアクセス要求の packets をメインメモリ 105 に発行可能である。

【0020】

キュー保持部 203 b は、2 番目に packets 長が長い第 2 の packets 長の packets を保持する。メインメモリ 105 が第 2 の packets 長の packets を受信処理するには、2 番目に多い第 2 の資源数 μ_2 を必要とする。すなわち、資源の残数 が第 2 の資源数 μ_2 以上である場合には、キュー保持部 203 b に保持されている第 2 の packets 長のアクセス要求の packets をメインメモリ 105 に発行可能である。

20

【0021】

キュー保持部 203 c は、3 番目に packets 長が長い第 3 の packets 長の packets を保持する。メインメモリ 105 が第 3 の packets 長の packets を受信処理するには、3 番目に多い第 3 の資源数 μ_3 を必要とする。すなわち、資源の残数 が第 3 の資源数 μ_3 以上である場合には、キュー保持部 203 c に保持されている第 3 の packets 長のアクセス要求の packets をメインメモリ 105 に発行可能である。

30

【0022】

キュー保持部 203 d は、4 番目に packets 長が長い第 4 の packets 長の packets を保持する。メインメモリ 105 が第 4 の packets 長の packets を受信処理するには、4 番目に多い第 4 の資源数 μ_4 を必要とする。すなわち、資源の残数 が第 4 の資源数 μ_4 以上である場合には、キュー保持部 203 d に保持されている第 4 の packets 長のアクセス要求の packets をメインメモリ 105 に発行可能である。

【0023】

キュー保持部 203 e は、5 番目に packets 長が長い第 5 の packets 長の packets を保持する。メインメモリ 105 が第 5 の packets 長の packets を受信処理するには、5 番目に多い第 5 の資源数 μ_5 を必要とする。すなわち、資源の残数 が第 5 の資源数 μ_5 以上である場合には、キュー保持部 203 e に保持されている第 5 の packets 長のアクセス要求の packets をメインメモリ 105 に発行可能である。以上より、 $\mu_1 > \mu_2 > \mu_3 > \mu_4 > \mu_5$ の関係を有する。

40

【0024】

リクエスト抑止制御部 207 は、リクエスト処理部 202 から入力する packets 長毎の packets 受信情報を基に、packets 長毎の単位時間当たりの受信数 1 ~ 5 を演算する。受信数 1 は、キュー保持部 203 a に保持される第 1 の packets 長の packets の単位時間当たりの受信数である。受信数 2 は、キュー保持部 203 b に保持される第 2 の packets 長の packets の単位時間当たりの受信数である。受信数 3 は、キュー保持部 203 c に保持される第 3 の packets 長の packets の単位時間当たりの受信数である。受信数

50

4 は、キュー保持部 203d に保持される第 4 のパケット長のパケットの単位時間当たりの受信数である。受信数 5 は、キュー保持部 203e に保持される第 5 のパケット長のパケットの単位時間当たりの受信数である。なお、受信数 1 ~ 5 は、レジスタ等により、ユーザが自由に設定できるようにしてもよい。

【0025】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、パケット長毎の発行限度数 $L_1 \sim L_5$ を演算する。第 1 の発行限度数 L_1 は、キュー保持部 203a に保持されている第 1 のパケット長のパケットの発行限度数であり、次式により演算される。ここで、 T_a は、定数である。

$$L_1 = (T_a \times 1) / (1 + 2 + 3 + 4 + 5)$$

【0026】

第 2 の発行限度数 L_2 は、キュー保持部 203b に保持されている第 2 のパケット長のパケットの発行限度数であり、次式により演算される。

$$L_2 = (T_a \times 2) / (1 + 2 + 3 + 4 + 5)$$

【0027】

第 3 の発行限度数 L_3 は、キュー保持部 203c に保持されている第 3 のパケット長のパケットの発行限度数であり、次式により演算される。

$$L_3 = (T_a \times 3) / (1 + 2 + 3 + 4 + 5)$$

【0028】

第 4 の発行限度数 L_4 は、キュー保持部 203d に保持されている第 4 のパケット長のパケットの発行限度数であり、次式により演算される。

$$L_4 = (T_a \times 4) / (1 + 2 + 3 + 4 + 5)$$

【0029】

第 5 の発行限度数 L_5 は、キュー保持部 203e に保持されている第 5 のパケット長のパケットの発行限度数であり、次式により演算される。

$$L_5 = (T_a \times 5) / (1 + 2 + 3 + 4 + 5)$$

ここで、発行限度数 $L_1 \sim L_5$ は、それぞれ、1 より小さい場合は 1 に設定される。

【0030】

初期時、メインメモリ 105 のフリップフロップ回路 303 は使用されていないので、資源の残数は最大値になる。この場合、 $\mu 1$ であるので、調停制御部 206 は、キュー保持部 203a ~ 203e が出力するパケットのヘッダ内の時間情報を基に、各キュー保持部 203a ~ 203e の先頭のパケットの中で最も古いアクセス要求のパケットの選択信号をリクエスト選択部 205 に出力し、リクエスト発行情報をリクエスト抑止制御部 207 に出力する。リクエスト選択部 205 は、選択信号を基に、各キュー保持部 203a ~ 203e の先頭のパケットの中で最も古いアクセス要求のパケットを選択してリクエスト発行部 209 に出力する。リクエスト発行部 209 は、選択されたアクセス要求のパケット PK をメインメモリ 105 に発行する。選択されたパケットは、キュー保持部から削除され、次のパケットについて、上記の処理が繰り返される。

【0031】

次に、 $\mu 1$ になると、カウンタ 208 は、調停制御部 206 から入力したリクエスト発行情報を基に、パケット長毎の発行数 $C_1 \sim C_5$ のカウントを開始する。第 1 の発行数 C_1 は、リクエスト選択部 204 及びリクエスト発行部 209 により発行されたキュー保持部 203a のアクセス要求のパケットの数である。第 2 の発行数 C_2 は、リクエスト選択部 204 及びリクエスト発行部 209 により発行されたキュー保持部 203b のアクセス要求のパケットの数である。第 3 の発行数 C_3 は、リクエスト選択部 204 及びリクエスト発行部 209 により発行されたキュー保持部 203c のアクセス要求のパケットの数である。第 4 の発行数 C_4 は、リクエスト選択部 204 及びリクエスト発行部 209 により発行されたキュー保持部 203d のアクセス要求のパケットの数である。第 5 の発行アクセス要求数 C_5 は、リクエスト選択部 204 及びリクエスト発行部 209 により発行されたキュー保持部 203e のアクセス要求のパケットの数である。

【0032】

10

20

30

40

50

リクエスト抑止制御部 207 は、第 1 の発行数 C_1 が第 1 の限度数 L_1 より大きくなった場合には、キュー保持部 203 a に発行抑止信号を出力する。キュー保持部 203 a は、発行抑止信号を入力すると、内部のアクセス要求のパケットの発行を抑止する。

【0033】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、第 2 の発行数 C_2 が第 2 の限度数 L_2 より大きくなった場合には、キュー保持部 203 b に発行抑止信号を出力する。キュー保持部 203 b は、発行抑止信号を入力すると、内部のアクセス要求のパケットの発行を抑止する。

【0034】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、第 3 の発行数 C_3 が第 3 の限度数 L_3 より大きくなった場合には、キュー保持部 203 c に発行抑止信号を出力する。キュー保持部 203 c は、発行抑止信号を入力すると、内部のアクセス要求のパケットの発行を抑止する。

10

【0035】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、第 4 の発行数 C_4 が第 4 の限度数 L_4 より大きくなった場合には、キュー保持部 203 d に発行抑止信号を出力する。キュー保持部 203 d は、発行抑止信号を入力すると、内部のアクセス要求のパケットの発行を抑止する。

【0036】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、第 5 の発行数 C_5 が第 5 の限度数 L_5 より大きくなった場合には、キュー保持部 203 e に発行抑止信号を出力する。キュー保持部 203 e は、発行抑止信号を入力すると、内部のアクセス要求のパケットの発行を抑止する。

【0037】

20

カウンタ 208 は、 μ_1 になると、発行数 $C_1 \sim C_5$ をそれぞれ「0」にリセットする。

【0038】

調停制御部 206 は、 μ_1 である場合、発行が抑止されていないキュー保持部 203 a ~ 203 e であり、かつ以下の資源数 $\mu_1 \sim \mu_5$ を持つキュー保持部 203 a ~ 203 e の中で、最も古いアクセス要求のパケットの選択信号をリクエスト選択部 205 に出力し、リクエスト発行情報をリクエスト抑止制御部 207 に出力する。リクエスト選択部 205 は、選択信号を基に、上記の最も古いアクセス要求のパケットを選択してリクエスト発行部 209 に出力する。リクエスト発行部 209 は、選択されたアクセス要求のパケット PK をメインメモリ 105 に発行する。選択されたパケットは、キュー保持部から削除され、次のパケットについて、上記の処理が繰り返される。上記のように、発行数 $C_1 \sim C_5$ がそれぞれ限度数 $L_1 \sim L_5$ より大きくなった場合には、それぞれの発行抑止信号を出力することにより、各パケット長のパケットの発行数を平均化することができる。

30

【0039】

なお、すべてのキュー保持部 203 a ~ 203 e の中で発行可能なアクセス要求のパケットがない場合は、アクセス要求のパケットの発行が行われない。この待機時間により、メインメモリ 105 の資源の空きが発生し、資源の残数 が徐々に増加していく。

【0040】

また、リクエスト抑止制御部 207 は、パケット長毎に、一定時間パケットが選択されなかった場合には、優先度を上げることができる。この場合、調停制御部 206 は、一定時間パケットが選択されず、優先度を上げたパケット長のパケットの属するキュー保持部 203 a ~ 203 e を優先して選択する。また、調停制御部 206 は、資源の残数 により、そのキュー保持部 203 a ~ 203 e のパケットが選択できない場合は、資源の残数 が資源数 $\mu_1 \sim \mu_5$ 以上になるまで、パケットの発行を抑止する。

40

【0041】

上記の定数 T_a は、レジスタ等でユーザにより自由に設定できる。定数 T_a が大きければ、アクセス要求のパケットの発行の空き時間が最短となり、スループットが最大となる。ただし、長時間発行されないアクセス要求のパケットが存在する恐れがあり、最大レイテンシが大きくなってしまう。これに対し、定数 T_a が小さければ、短期的に全てのキュー保持部 203 a ~ 203 e のアクセス要求のパケットを発行しようとするため、最大レ

50

イテンシは小さくなるが、アクセス要求の packets 発行を待たせる時間が多くなるため、スループットは小さくなる。

【 0 0 4 2 】

以上のように、複数のキュー保持部 2 0 3 a ~ 2 0 3 e は、アクセス要求の packets の長さ毎にアクセス要求の packets を保持する。調停部 2 0 4 は、メインメモリ 1 0 5 の資源の残数 に応じて、複数のキュー保持部 2 0 3 a ~ 2 0 3 e に保持されているアクセス要求の packets のいずれかを選択してメインメモリ 1 0 5 に発行する。

【 0 0 4 3 】

メインメモリ 1 0 5 は、アクセス要求の packets P K の長さが長いほど多くの資源を必要とする。調停部 2 0 4 は、メインメモリ 1 0 5 の資源の残数 以下の資源を必要とする長さのアクセス要求の packets を選択してメインメモリ 1 0 5 に発行する。

10

【 0 0 4 4 】

カウンタ 2 0 8 は、アクセス要求の packets の長さ毎の発行数 C 1 ~ C 5 をカウントする。調停部 2 0 4 は、アクセス要求の packets の長さ毎の発行数 C 1 ~ C 5 に応じて、複数のキュー保持部 2 0 3 a ~ 2 0 3 e に保持されているアクセス要求の packets のいずれかを選択してメインメモリ 1 0 5 に発行する。

【 0 0 4 5 】

仮に、メモリコントローラ 1 0 4 が、一律にアクセス要求の packets を受信した順番で packets を発行すると、メインメモリ 1 0 5 の資源不足により、packets 発行が待たされ、スループットが小さくなってしまう。本実施形態によれば、メインメモリ 1 0 5 の資源不足の場合には、後続の発行可能なアクセス要求の packets を先に発行するため、全体的に、スループットを向上させることができる。

20

【 0 0 4 6 】

なお、上記実施形態は、何れも本発明を実施するにあたっての具体化の例を示したものに過ぎず、これらによって本発明の技術的範囲が限定的に解釈されてはならないものである。すなわち、本発明はその技術思想、又はその主要な特徴から逸脱することなく、様々な形で実施することができる。

【 符号の説明 】

【 0 0 4 7 】

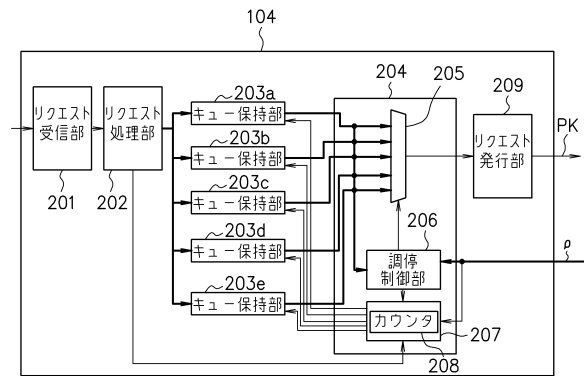
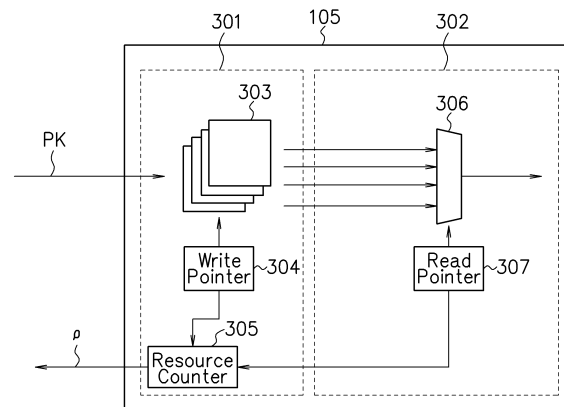
- 1 0 1 プロセッサ
- 1 0 2 プロセッサコア
- 1 0 3 キャッシュ回路
- 1 0 4 メモリコントローラ
- 1 0 5 メインメモリ
- 2 0 1 リクエスト受信部
- 2 0 2 リクエスト処理部
- 2 0 3 a ~ 2 0 3 e キュー保持部
- 2 0 4 リクエスト調停部
- 2 0 5 リクエスト選択部
- 2 0 6 調停制御部
- 2 0 7 リクエスト抑止制御部
- 2 0 8 カウンタ
- 2 0 9 リクエスト発行部
- 3 0 1 受信パケットクロックドメイン
- 3 0 2 メモリクロックドメイン
- 3 0 3 フリップフロップ回路
- 3 0 4 書き込みポインタ記憶部
- 3 0 5 資源カウンタ回路
- 3 0 6 読み出し回路
- 3 0 7 読み出しポインタ記憶部

30

40

50

【 図 3 】



フロントページの続き

- (72)発明者 相原 正寿
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
- (72)発明者 須賀 誠
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内

審査官 後藤 彰

- (56)参考文献 特表2015-508546(JP,A)
国際公開第2013/107393(WO,A1)
特開2003-337741(JP,A)
特開平10-307747(JP,A)

- (58)調査した分野(Int.Cl., DB名)
G06F 12/00
G06F 13/38