

チャンネルの動的 On/Off 制御のための先読みルータアーキテクチャ

松谷 宏紀[†] 鯉 淵 道 紘^{††}
王 代 涵[†] 天 野 英 晴[†]

Network-on-Chip (NoC) のスタンバイ電力を減らす方法として、オンチップルータのランタイムパワーゲーティングが注目されている。しかし、スリープ中の回路をウェイクアップさせるには一定の遅延がかかる。パケットがスリープ中のチャンネルを使用する度にウェイクアップ遅延の分だけストールしてしまえばスリープ性能が低下する。このようなウェイクアップ遅延を隠蔽するために、我々は先読み型ルータを応用して、あるルータチャンネルが将来使われるかどうかを 2 ホップ手前のルータで検出できるようにした。この先読み型ルータは一部の固定型ルーティングのみを対象としていたが、本論文では、先読み型ルータをさらに広範囲な NoC アーキテクチャに応用する。そのうえで NoC アーキテクチャごとに、どのように先読み型ルータを設計すれば良いか議論する。評価の結果、提案する先読み型ルータは適応型ルーティングにおいてもウェイクアップ遅延を隠蔽できた。

A Look-Ahead Router Architecture for Dynamic On/Off Control of Channels

HIROKI MATSUTANI,[†] MICHIIHIRO KOIBUCHI,^{††} DAIHAN WANG[†]
and HIDEHARU AMANO[†]

The run-time power gating of individual channels in a router is one of attractive solutions to reduce the standby power of Network-on-Chips. However, since a state transition between sleep and active modes incurs a wakeup delay, a packet transfer introduces a pipeline stall whenever the packet arrives at a sleeping channel, resulting in a degradation of the network throughput. In order to mitigate the wake-up delay, for a simple deterministic routing, we proposed to use the look-ahead router in which each channel can detect the arrival of packets two hops ahead. By extending our previous work, in this paper, the look-ahead sleep control mechanism is applied to various NoC architectures. Thorough discussion about the look-ahead router design for each NoC architecture is provided. Evaluation results show that the proposed look-ahead router can remove the wakeup delay even with adaptive routings.

1. はじめに

半導体技術の進歩によって単一チップ上にプロセッサやメモリ、I/O など複数の設計モジュールをタイル状に実装することが可能になり、このようなタイル同士の結合手法として Network-on-Chip (NoC) が注目されている^{1),2)}。

タイルアーキテクチャの主要なアプリケーションは携帯機器や情報家電などの組込み機器であり、バッテリー寿命を延ばすため、また、パッケージングや放熱にかかるコスト削減のため、消費電力の削減が重要である。消費電力はスイッチング電力とリーク電力に大別され、スイッチング電力の削減にはクロックゲーティングやオペランドアイソレーションなどの手法が代表的であり、広く利用されている。一方、リーク電力に関しては、回路が動作していなくても電源が供給されている限り電力を消費してしまう上に、半導体技術の微細化にともない、全消費電力に占める割合が近年著しく増加している。このような状況を背景に、とりわけ、プロセッサコアにおけるリーク電力の削減手法の研究が最近盛んであり、パワーゲーティングなどの手法を用いることで文献 3) では携

帯電話向けプロセッサのリーク電流を $11\mu\text{A}$ まで抑えることに成功している。このようにプロセッサコアの省電力対策が進むほど、ルータのリーク電力が相対的に大きくなっていく。したがって、コアのパワーゲーティングが行われるような環境ではルータのパワーゲーティングも同様に必須である。

パワーゲーティングでは、スリープ対象の回路と Vdd ラインの間、もしくは、スリープ対象の回路と GND ラインの間にスリープトランジスタを挿入し、このスリープトランジスタを On/Off することで回路への電力供給を制御する⁴⁾。通常、何らかの方法でパワーゲーティング対象の回路のアイドル状態を検出し、その回路がアイドル状態の間だけ電源供給を遮断することでリーク電力を減らす。

一方で、パワーゲーティングのオーバーヘッドとして、回路面積の増大⁴⁾、ウェイクアップ遅延による性能の低下、On/Off による消費エネルギーの増加⁵⁾ などが指摘されている。とくに、ウェイクアップ遅延による性能の低下は、スリープ中の回路をウェイクアップさせるために一定の遅延(ウェイクアップ遅延)がかかるために生じる。例えば、文献 6) では FPMAC にパワーゲーティングを適用しており、電流スパイクを抑えるためウェイクアップ処理に 6 サイクルを要している。

NoC のリーク電力を減らすため、我々はパワーゲーティングをオンチップルータのチャンネル単位で施す手法を検討してきた^{7),8)}。NoC では、スリープ中のチャンネルに到達したパケットはチャンネルがウェイクアップするまで手前のルータのバッファで待たされる。そのため、パケットがスリープ中のチャンネルを使用する度に、ウェイクアップ遅延の分だけパイ

本研究は、科学技術振興機構「JST」の戦略的創造研究推進事業「CREST」の支援による。また、本研究は東京大学大規模集積システム設計教育研究センターを通し、シノプシス株式会社・日本ケイデンス株式会社の協力で行われた。

[†] 慶應義塾大学大学院 理工学研究科
Graduate School of Science and Technology, Keio University

^{††} 国立情報学研究所
National Institute of Informatics

ブライントールが生じてスループット性能が低下する。

文献 7) では、ルータチャンネルのウェイクアップ遅延を隠蔽するために先読み型ルータを採用した。この先読み型ルータでは、転送中のパケットが将来通過するであろうルータチャンネルを 2 ホップ手前から検出できる。通過予定のチャンネルがスリープ中であれば、パケットがそのチャンネルに到着する前からウェイクアップ作業を開始でき、一定のウェイクアップ遅延であれば隠蔽できる。しかし、このような研究は固定型ルーティングのみを対象とし、出力チャンネルの候補が複数個存在するような適応型ルータでは、将来使われるチャンネルを正しく検出できない。実際、文献 7) では先読み型ルータの一例を示したのみで、先読み型ルータの設計オプションについて十分に検討できていない。

そこで、本研究では、チャンネルの動的なパワーゲーティングのための先読み型ルータアーキテクチャを様々な NoC に適用する。2 章では、本研究が対象とする NoC アーキテクチャの範囲を示し、3 章では、異なる NoC アーキテクチャごとに、どのように先読み型ルータを設計すれば良いか議論する。3 章で紹介した先読み型ルータの設計オプションを 4 章で評価し、5 章にて本論文をまとめる。

2. 一般的な NoC アーキテクチャ

本研究で提案する、チャンネルの動的パワーゲーティングのための先読みルータは様々な NoC に適用可能である。本章では、本研究が想定する NoC アーキテクチャについて述べる。

2.1 ネットワークトポロジ

本論文では NoC において最も一般的な 2 次元メッシュを想定する。ただし、先読みルータ技術は特定のトポロジに特化したものではない。

2.2 ルーティングアルゴリズム

ルーティングアルゴリズムは以下の 2 種類に大別される⁹⁾。

- **Deterministic routing (固定型):** 送信元と宛先の組ごとに、使用する経路が固定されているルーティング。
- **Adaptive routing (適応型):** ネットワークの状況(負荷や故障など)に応じて、使用する経路が動的に変化するルーティング。

2 次元メッシュでは送信元と宛先の間に複数の経路が存在することが多い。適応型ルーティングでは複数の代替経路を利用できるが、固定型ルーティングでは 1 つの経路を使い続け、途中で切替えることはない。そのため、適応型ルーティングの方がチャンネルの利用率を向上させることができ、高いスループットを期待できる。一方、適応型ルーティングでは、パケット転送ごとに複数の代替経路の中から 1 つの経路を選択する処理が必要となり、ルータ回路が複雑化する。

固定型ルーティングでは Dimension-order routing (DOR) が最も一般的である。適応型は、物理チャンネル間の移動に一部制約があるもの (partially adaptive) とないもの (fully adaptive) に細分化される。fully adaptive には Duato's protocol や Opt-y routing がある⁹⁾。partially adaptive としては turn model (West-first routing, North-last routing, Negative-first routing⁹⁾、や Odd-even turn-model¹⁰⁾ が使われている。

我々の先行研究⁷⁾ では、固定型ルーティングを対象に、経路の先読みによってスリープ中のチャンネルが将来使われることを早期に検出、ウェイクアップ遅延の隠蔽に成功した。しかし、適応型ルーティングでは将来使われるチャンネルを正確に先読みできなかった。本論文ではこの問題を解決する。

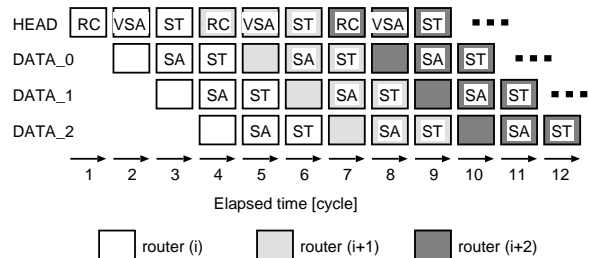


図 1 ルータのパイプライン構造。

2.3 オンチップルータ・アーキテクチャ

既存のルータアーキテクチャを 3 種類説明する。

2.3.1 固定型ルータ

通常、受信したパケットはルータの入力チャンネルに格納され、パケットのヘッダに付与された宛先アドレスから出力チャンネルを決定、クロスバスイッチのアービトレーションを行い、適切な出力チャンネルからパケットを出力する。これらのパケット転送処理は以下の 4 ステップに分類される¹¹⁾。

- **Routing computation (RC):** パケットのヘッダに格納された宛先アドレスから出力チャンネルを決定する。
- **Virtual channel allocation (VA):** 出力仮想チャンネルを決定する(仮想チャンネルを使用する場合のみ必要)。
- **Switch allocation (SA):** RC が選択した出力チャンネルを使用するため、クロスバスイッチの調停を行う。
- **Switch traversal (ST):** フリットがクロスバ上を移動。各ステージを 1 サイクルで実行すると RC, VA, SA, ST の 4 段階パイプラインとなる。なお、VA と SA を同時に実行 (VSA) すると 図 1 のような 3 サイクルルータとなる。

2.3.2 適応型ルータ

適応型ルーティングでは代替経路が存在するため、RC の結果、出力チャンネルの候補が複数個発生する。そのため、複数の出力チャンネルの候補の中から 1 つ選ぶ処理 (Output selection function, OSF) が必要となる。OSF は RC ステージに組み込まれる場合と VSA ステージに組み込まれる場合がある。

2.3.3 先読み (look-ahead) 型ルータ

先読み型ルータでは、図 1 の RC ステージで次ルータの出力チャンネルを計算する。例えば、あるパケットがルータ i , $i+1$, $i+2$ の順に移動するとき、先読み型では、ルータ $i+1$ はルータ $i+2$ の出力チャンネルを計算する。当然、ルータ $i+1$ の出力チャンネルはルータ i によって計算済みである。このように次ホップの出力チャンネルを計算することを next routing computation (NRC) と呼ぶ。先読み型ルータは、図 1 の RC ステージが単に NRC に置き換わっただけである。

文献 7) では、通常の固定型ルータを先読み型に変更し、将来使用されるチャンネルを事前にウェイクアップさせておくことで、ウェイクアップ遅延を隠蔽した。しかし、出力チャンネルの候補が複数個存在するような適応型ルータでは、将来使われるチャンネルを正しく検出できないなど、先読み型ルータのアーキテクチャについて十分に検討できていない。

3. 先読み NoC アーキテクチャ

本研究で想定しているチャンネル単位のパワーゲーティングでは、パケット処理をしていないとき、すべてのチャンネルはスリープ状態に入る。先読みを行わないルータでは、チャンネルにパケットが到達してからウェイクアップを開始し、パケッ

仮想チャンネルの割り当て (VA) に成功し、かつ、クロスバスイッチの割り当て (SA) に成功した場合のみヘッダが VSA ステージを通過できる。VA に失敗すれば SA が成功したとしても VSA ステージをやり直す¹¹⁾。

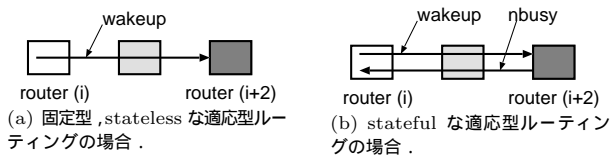


図 2 各種ルーティングタイプにおける wakeup 信号の違い。

トを転送し終わったらすぐにスリープ状態に戻る。チャンネルにパケットが到達して初めて、ウェイクアップ処理を開始するので、スリープ中のチャンネルに到達したパケットはチャンネルのウェイクアップが完了するまで手前のルータのパッファで待たされる。これによってスループット性能が悪化する。

一方、本論文で検討する先読み型ルータでは、チャンネルにパケットが到達する前にウェイクアップ作業を開始しておき、ウェイクアップ遅延無しでパケットを転送できるようにする。

先読み型ルータのアーキテクチャを、固定型ルーティングと適応型ルーティングの場合に分けて説明する。

3.1 固定型ルーティングの場合

3.1.1 基本的な動作

あるパケットがルータ $i, i+1, i+2$ の順に移動するとき、ルータ $i, i+1, i+2$ の動作を以下に示す。

- ルータ i の動作: NRC ステージにおいて、次ホップ (ルータ $i+1$) の出力チャンネルを計算する。経路が固定であるため NRC の結果は常に一意である。ルータ $i+1$ の出力チャンネルはルータ $i+2$ の入力チャンネルに直接接続されているため、ルータ i はこのルータ $i+2$ の入力チャンネルに対し wakeup 信号を発行する (図 2(a))。
- ルータ $i+1$ の動作: ルータ i が計算した出力ポートに対し VSA と ST を行う。
- ルータ $i+2$ の動作: ルータ i より wakeup 信号を受信したのち、指定された入力チャンネルのウェイクアップ作業を開始する。

3.1.2 先読み可能なサイクル数

wakeup 信号は 2 ホップ先のルータの入力チャンネルへ配送される。wakeup 信号線は通常のルータ-ルータ間リンクの 2 倍の配線長となるため、ルータ-ルータ間の距離によっては配線遅延が大きくなり過ぎる。wakeup 信号の配線遅延に応じて以下の 2 種類の実装方法が考えられる。

- wakeup+0 型: ルータ i における NRC (t サイクル目とする) 中に、ルータ $i+2$ に対し wakeup 信号を発行。wakeup 信号は t サイクル目の間にルータ $i+2$ に到達し、 $t+1$ サイクル目から、ルータ $i+2$ の該当入力チャンネルはウェイクアップ作業を開始する。
- wakeup+1 型: ルータ i における NRC の次サイクル ($t+1$ サイクル目) で、ルータ $i+2$ に対し wakeup 信号を発行。wakeup 信号は $t+1$ サイクル目の間にルータ $i+2$ に到達し、 $t+2$ サイクル目から、ルータ $i+2$ の該当入力チャンネルはウェイクアップ作業を開始する。

NRC の遅延と wakeup 信号の伝搬遅延の和がクリティカルパスとなり、かつ、要求される動作周波数を満足できない場合は wakeup+1 型を採用する。

ルータのパイプライン段数を s とするとき、wakeup+0 型では、実際にルータ $i+2$ にパケットが到達する $(2s-1)$ サイクル前からウェイクアップ作業を開始できる。wakeup+1 型では $(2s-2)$ サイクル前からウェイクアップ作業を開始できる。一般的な 3 サイクルルータが wakeup+0 型を採用するとき、最大 5 サイクルのウェイクアップ遅延を隠蔽できる。

3.1.3 制御信号の引き回し

先読みを行う入力チャンネルでは、2 ホップ先に存在する入力チャンネルに対し wakeup 信号を供給する。2 ホップ先に存在する入力チャンネルの数はネットワークトポロジに依存する。

次数 d のトポロジ

まず、 d 個のチャンネルを持ったルータから構成されるネットワークを考える。通常、パケットの U-turn は起こらないため、出力チャンネルの候補は $(d-1)$ 個である。よって、2 ホップ先に存在する入力チャンネルは最大 $(d-1)^2$ 個である。

2 次元メッシュトポロジ

次に、NoC において最も一般的な 2 次元メッシュトポロジの場合を考える。2 次元メッシュでは、各ルータは NESW (北東南西) ごとに入力チャンネルを持つ (ここでは、コア-ルータ間の入力チャンネルは除く)。ある入力チャンネルから見て 2 ホップ先に存在する入力チャンネルの総数は最大 9 個である。

ただし、多くの deadlock-free routing では、循環依存を除去するために一部の入出力チャンネル間のパケット転送 (ターン) を禁止する必要がある。つまり、2 ホップ先のルータのうち一部には到達し得ないため、その分の wakeup 信号線を省略できる。固定型ルーティングとして DOR の例を示す。

DOR @ 2 次元メッシュ

NESW をそれぞれ北東南西とすると、DOR では NE, NW, SE, SW のターンが禁止されるため、wakeup 信号の配線パターンは図 3 のようになる。この図では、斜線の丸がルータ i を表し、実線が有効なターン、点線が禁止ターンを表す。DOR では NESW の入力チャンネルはそれぞれ 1 本、5 本、1 本、5 本の wakeup 信号を必要とする。

3.2 適応型ルーティングの場合

3.2.1 基本的な動作

- ルータ i の動作: NRC ステージにおいて、次ホップ (ルータ $i+1$) の出力チャンネルを計算する。適応型ルーティングでは複数の代替経路が存在するため、出力チャンネルの候補が複数個存在することがある。最大のスループット性能を引き出すには、出力チャンネルの候補に隣接している 2 ホップ先の入力チャンネルすべてをウェイクアップさせる必要があるが、入力チャンネルの無駄な On/Off が頻発して、消費電力が増加してしまう。そこで、ルータ i は出力チャンネルの候補を 1 つだけ選択し、その出力チャンネルに隣接する入力チャンネルに対し wakeup 信号を発行する。このとき、どの出力チャンネルを選ぶかが重要な問題となる。これについては 3.2.2 節で議論する。
- ルータ $i+1$ の動作: ルータ i が計算した出力ポートに対し VSA と ST を行う。ただし、ルータ i が選択した出力チャンネルが最良でない場合もある。例えば、ルータ i が選択した出力チャンネルが busy であり、かつ、ルータ i が選択しなかった出力チャンネルが free である場合である。このとき、ルータ i が選択した出力チャンネルを必ず使う方式、出力チャンネルの変更を許容する方式の 2 通りが考えられる。これについては 3.2.3 節で議論する。
- ルータ $i+2$ の動作: ルータ i より wakeup 信号を受信したのち、指定された入力チャンネルのウェイクアップ作業を開始する。

3.2.2 Next Output Selection (NOS)

適応型ルーティングの NRC ステージでは、次ホップ (ルータ

入力チャンネルと同じ方向の出力チャンネルにパケットを転送すること。ルータ $i+1$ における出力チャンネルの変更を許容する場合、ルータ $i+1$ から wakeup 信号を受信する可能性もある。

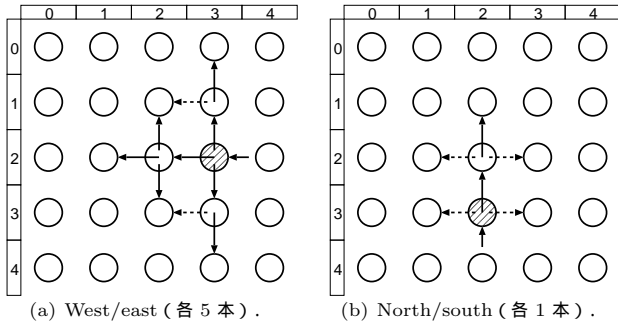
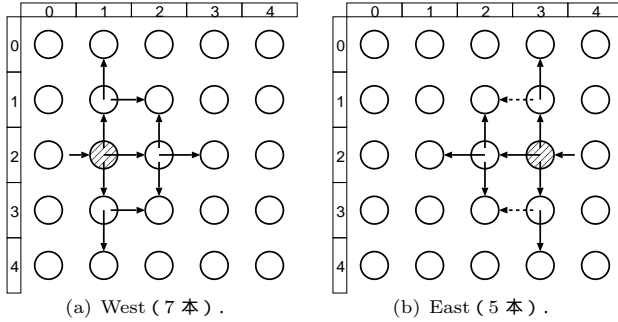
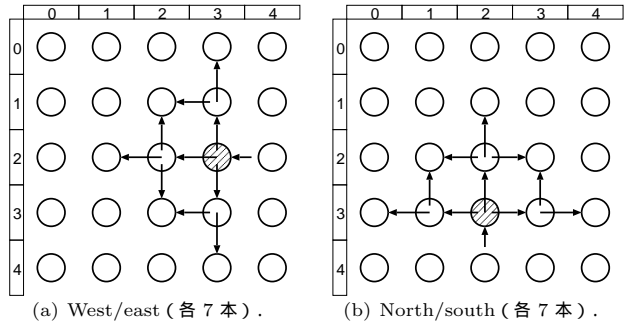


図 3 DOR における wakeup 信号 (点線は禁止ターンを表す) .



(a) West (7 本) .

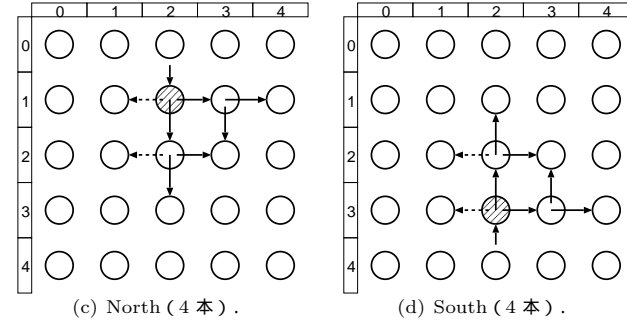
(b) East (5 本) .



(a) West/east (各 7 本) .

(b) North/south (各 7 本) .

図 4 Fully adaptive routing における wakeup 信号 .



(c) North (4 本) .

(d) South (4 本) .

図 5 West-first routing における wakeup 信号 (点線は禁止ターンを表す) .

タ $i + 1$ の出力チャンネルの候補が複数個存在する．そのため、ルータ i は出力チャンネルの候補を 1 つだけ選択し、その出力チャンネルに隣接する入力チャンネルに対し wakeup 信号を発行する．NRC によって得られる出力チャンネルの候補の中から出力チャンネルを 1 つ選択する機能を next output selection (NOS) と呼ぶ．NOS には、以下のとおり、ネットワークの混雑を考慮する stateful 型と、しない stateless 型がある．

- stateless 型: ルータ $i + 1$ の出力チャンネルの集合を O とする． O のうち、与えられた宛先アドレスに最短経路で到達できる出力チャンネルの集合を O' とする．ルータ i は O' の中から 1 つランダムに選択する．
- stateful 型: すべての入力チャンネルは 2 ホップ先の入力チャンネルの状態 (busy か free) を監視するための next busy (nbusy) 信号を持つ (図 2(b)) . 与えられた宛先アドレスに最短経路で到達できる出力チャンネル集合 O' のうち、現在 free なチャンネルの集合を O'' とする．ルータ i は O'' の中から 1 つランダムに選択する．

stateful 型は 2 ホップ先の入力チャンネルの状態を考慮して出力チャンネルを選択できる分だけ、stateless 型よりもスループット性能が高くなる．しかし、パケットが実際にルータ $i + 2$ に到達するころには各チャンネルの状態は変化している可能性がある．例えば、NOS で選択した出力チャンネルの状態が free から busy に変化しているかもしれない．このため、stateful 型を用いても、通常の適応型よりスループット性能は落ちる．

3.2.3 先読みチャンネルの動的変更

前節で述べたように、ルータ i が NOS を実行してからパケットがルータ $i + 2$ に到達するまでにタイムラグがある．そのため、ルータ i が選択したルータ $i + 1$ の出力チャンネルがルータ $i + 1$ にとって最適な選択であるとは限らない．ルータ i が選択した出力チャンネルが busy、かつ、選択されなかった出力チャンネルが free なら、free なチャンネルを使ったほうがスループット性能は向上する可能性が高い．出力チャンネルの変更を許容するかどうかによって以下の 2 種類に分類される．

- inflexible 型: ルータ $i + 1$ は、ルータ i が選択した

出力チャンネルを必ず使う．

- flexible 型: まず、ルータ $i + 1$ は、ルータ i が選択した出力チャンネルを使って VSA を試みる．VSA に失敗した場合 (ルータ i が選択した出力チャンネルが busy な場合)、選択しなかったほうのチャンネルが free であれば、ルータ $i + 1$ は free なほうの出力チャンネルを選択できる．

free な出力チャンネル (その出力チャンネルにつながっている次ホップの入力チャンネル) は、多くの場合、スリープ中である．そのため、flexible 型において先読み出力チャンネルを変更すると、以下の 2 つの問題が生じると考えられる．

- 1) スリープ中の free なチャンネルを起こすためにウェイクアップ遅延がかかる．
- 2) 予めウェイクアップさせておいたほうのチャンネルは使われないため、このチャンネルを On/Off するために要すエネルギーが無駄となる．

しかし、flexible 型の 2 つの問題点の影響は、以下の理由により、非常に小さいと言える．

- 1) について: ルータ $i + 1$ が出力チャンネルを変更するのは、ルータ i が選択した出力チャンネル (チャンネル o_{orig} と呼ぶ) で VSA に失敗したときである．つまり、出力チャンネル o_{orig} は、現在、別のパケットによって占有されているため、 o_{orig} が再び使えるようになるまで数サイクル以上待たされる可能性が高い． o_{orig} が free になるのを待つよりは、ウェイクアップ遅延がかかるものの、現在 free かつスリープ中の別のチャンネルをウェイクアップさせたほうが効率が良い場合が多い．

- 2) について: 予めウェイクアップさせておいた出力チャンネル o_{orig} は他のパケットによって現在使用されている．つまり、 o_{orig} をウェイクアップさせるために要したエネルギーは無駄にはなっていない．

3.2.4 先読み可能なサイクル数

3.1.2 節で説明したとおり、ルータのパイプライン段数を s とするとき、wakeup+0 型では最大 $(2s - 1)$ サイクル、wakeup+1 型では最大 $(2s - 2)$ サイクルのウェイクアップ

遅延を隠蔽できる。

適応型ルーティングでは、3.2.2 節で説明した NOS 処理の分だけ NRC 処理の遅延が大きくなるため、wakeup+1 型を採用しなければならないケースが増えると考えられる。

3.2.5 制御信号の引き直し

3.1.3 節同様、2 次元メッシュにおいて何本の wakeup 信号が要るか見積もる。なお、stateful 型の場合は wakeup 信号に加え nbusy 信号も必要となる。

Turn model @ 2 次元メッシュ

Turn model には West-first routing, North-last routing, Negative-first routing の他、Odd-even turn model も含まれる。例えば、West-first routing では NW と SW のターンが禁止されるため、wakeup 信号の配線パターンは図 5 のようになる。West-first では NESW の入力チャンネルはそれぞれ 4 本, 5 本, 4 本, 7 本の wakeup 信号を必要とする。

Minimal fully adaptive @ 2 次元メッシュ

fully adaptive routing では、すべてのターンが使われる可能性がある。最短経路のみを使うものとする、wakeup 信号の配線パターンは図 4 のようになる。図のとおり、すべての入力チャンネルが 7 本の wakeup 信号を必要とする。

4. 評価

前章で議論した各種先読み型ルーターアーキテクチャを 1) 制御信号の複雑さ, 2) wakeup 信号の配線遅延, 3) スループット性能について評価する。

4.1 制御信号の複雑さ

前章で述べたとおり、先読みスループット制御のために wakeup 信号や nbusy 信号が必要となる。ここでは、これらの制御信号によってどれだけ配線資源が増加するか見積もる。

$k \times k$ メッシュの配線量 L_{total} は次式で計算できる。

$$L_{total} = 4w \times k(k-1) \times l \quad (1)$$

ただし、 w をリンク幅 (例えば、データ幅 64-bit + 制御信号 4-bit), l を 1 ホップの距離 (例えば 1mm) とする。これに加えて、2 ホップにまたがる wakeup 信号と、stateful な適応型ルーティングでは nbusy 信号が必要となる。2 ホップにまたがる wakeup 信号の数を p とすると、固定型および stateless な適応型ルーティングでは $(2p \times l)$, stateful な適応型ルーティングでは $(4p \times l)$ だけ配線量が増える。

図 3-図 5 で示したように、ルーティングアルゴリズムによっては使用できないターンが存在するため、ネットワーク中の wakeup 信号の数 p は使用するルーティングによって異なる。ネットワークごとの p の値を表 1 にまとめる。次に wakeup 信号および nbusy 信号によって増える配線量 L_{total} の増加率を表 2 に示す。次元順ルーティングは固定型であるため、次ホップの経路は限られており、配線量のオーバーヘッドが 8.2% 以下とかなり小さい。適応型ルーティングの場合、stateless な先読みではオーバーヘッドは 19.3% 以下であるが、stateful にするとオーバーヘッドが倍になる。

4.2 制御信号の配線遅延

wakeup 信号線は通常のルーター-ルーター間リンクの 2 倍の配線長となるため、ルーター-ルーター間の距離によっては配線遅延が問題となる。まず、90nm プロセスにおけるセミグローバル配線を想定し、10mm までの配線遅延を見積もった (図 6)。ここでは配線遅延は $R_{wire}C_{wire}/2$ とし、配線抵抗 R_{wire} および配線容量 C_{wire} は文献 12) の値を用いた。また、長い配線にリピータバッファを挿入することで配線遅延を抑えることが一般的である。そこで、文献 12) で示される計算式にも

表 1 様々なネットワークサイズにおける wakeup 信号の数。 $k \times k$ の値は、ネットワークのボーダーを考慮していない。

routing	$k \times k$	4×4	8×8	16×16
dimension-order	$12k^2$	100	580	2,692
turn model	$20k^2$	170	970	4,490
fully adaptive	$28k^2$	240	1,360	6,288

表 2 wakeup 信号と nbusy 信号 (stateful 型の場合のみ) による総配線量の増加率。リンク幅は 68-bit (データ 64-bit + 制御信号 4-bit)。

routing	NOSF type	4×4	8×8	16×16
dimension-order	stateless	6.1%	7.6%	8.2%
turn model	stateless	10.4%	12.7%	13.8%
fully adaptive	stateless	14.7%	17.9%	19.3%
turn model	stateful	20.8%	25.5%	27.5%
fully adaptive	stateful	29.4%	35.7%	38.5%

とづきリピータを挿入した場合の配線遅延も求めた (図 6)。

さて、ハイエンドプロセッサでは各パイプライン段の遅延は 15 FO4 以下に抑える必要があるが、本研究では数百 MHz 程度で動作する組み込み用途を想定する。そこで、各パイプラインの遅延を 60 FO4 以下に抑えることを目標とする。

図 6 より、4mm の wakeup 信号 (つまり、ルーター-ルーター間リンクが 2mm のとき) の配線遅延は、リピータバッファを用いなくとも 27.9 FO4 である。目標とする遅延の 46.5% を消費しているものの、NRC 処理の遅延が 32 FO4 を越えなければ wakeup+0 型を採用しても目標とする動作周波数を確保できる。幸い NoC で広範囲に用いられている DOR や turn model などのルーティングでは経路計算は単純な組合せ回路で実現でき、遅延は大きくない。ルーター-ルーター間リンクが 2mm 以下であれば wakeup+0 型でも動作周波数に影響は出ないと考えられる。

4.3 通信遅延とスループット性能

ここでは以下の 4 点を明らかにする。

- 1) ウェイクアップ遅延によって一般的なルーティングアルゴリズムのスループット性能がどれだけ落ちるか。
- 2) 先読み機構を持つ固定型ルーティングによってどれだけウェイクアップ遅延の影響を隠蔽できるか。
- 3) 先読み機構を持つ適応型ルーティングにおいて inflexible 型と flexible 型では性能差はどのくらいあるか。
- 4) 先読み機構を持つ適応型ルーティングにおいて stateless 型と stateful 型では性能差はどのくらいあるか。

評価のためにフリットレベルシミュレータを用いた。ルーターのスイッチング機構として、4-flit 分の FIFO バッファ、クロスバ、アービタを単純化したモデルを採用しており、3 章で示した各種先読み型ルーターと同じ挙動をする。ここでは 16-flit 分のデータに 1-flit 分のヘッダを付与したものを 1 パケットとし、ヘッダフリットが隣接ルーターまたは計算コアに転送されるのに最低 3 サイクルかかるものとする。ネットワークポロジは 8×8 の 2 次元メッシュとし、通信パターンは紙面の都合からユニフォームトラフィックの場合のみを示す。

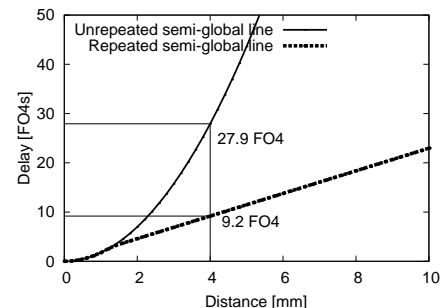


図 6 配線遅延 (リピータ有/無, セミグローバル, 90nm プロセス)。

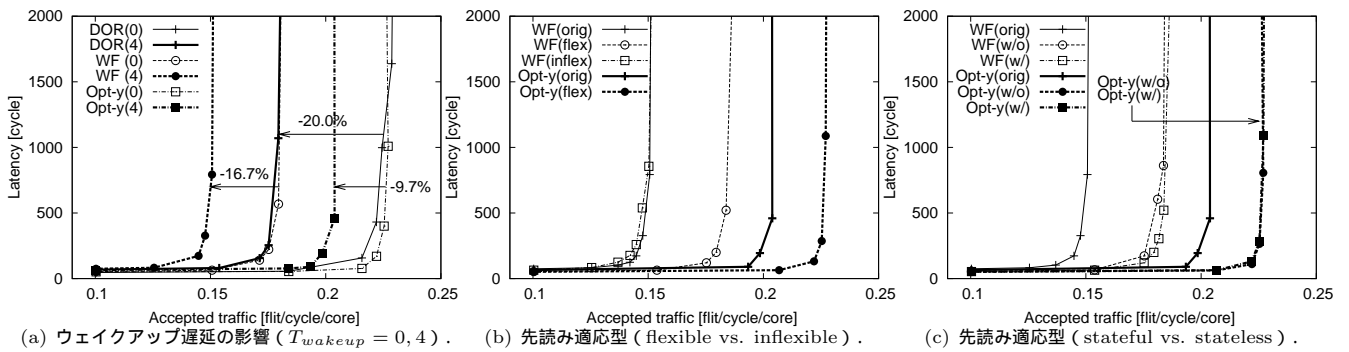


図 7 各種先読み型 NoC のスループット性能の比較 (ユニフォームトラフィック @ 8×8 メッシュ) .

1) ウェイクアップ遅延の影響

ウェイクアップ遅延 (T_{wakeup}) の値を変えながら、先読みスリープ制御を行わない通常の DOR, West-first routing, Opt-y routing のスループット性能を測定した。図 7(a) に $T_{wakeup} = 0, 4$ の場合の結果を示す。なお、グラフ中の WF は West-first routing を示し、括弧内の数字は T_{wakeup} の値である。 $T_{wakeup} = 4$ のとき、DOR, West-first, Opt-y のスループット性能はそれぞれ 20.0%, 16.7%, 9.7% 低下した。スリープ中のチャンネルを避けることができない固定型ルーティングのほうがウェイクアップ遅延の影響が大きくなった。

2) 先読み固定型ルーティングの効果

固定型ルーティングの例として DOR を用い、先読みをしない通常の DOR と先読み DOR のスループット性能を比較した。ルータのパイプライン段数を 3 としたため、wakeup+1 型を採用しても 4 サイクル以下の T_{wakeup} を完全に隠蔽できる。したがって、先読み DOR のスループット性能は、 $T_{wakeup} = 4$ の場合、図 7(a) の DOR(0) と重なる。

3) 先読み適応型における flexible と inflexible の比較

適応型ルーティングの例として West-first と Opt-y を用い、先読みをしない通常のルーティング, flexible な先読み型, inflexible な先読み型のスループット性能を比較した。なお NOS は stateless 型を採用し、 $T_{wakeup} = 4$ とした。図 7(b) に結果を示す。グラフ中の orig, flex, inflex は、それぞれ、通常のルーティング, flexible 先読み型, inflexible 先読み型を意味する。先読みチャンネルを変更する可能性は inflexible 型では 0% であるのに対し、WF(flex) は 3.1% 前後、Opt-y(flex) は 7.7% 前後である。flexible 型を用いても、先読みチャンネルを変更した場合に T_{wakeup} 分のストールが生じるため orig より若干スループットが劣る。それでも、固定型ルーティング同様、ほぼ T_{wakeup} の影響を隠蔽できている。

4) 先読み適応型における stateful と stateless の比較

West-first と Opt-y に対し、先読みをしない通常のルーティング, stateful な先読み型, stateless な先読み型のスループット性能を比較した。ここではスループット性能に優れる flexible 型を採用し、 $T_{wakeup} = 4$ とした。図 7(c) に結果を示す。グラフ中の w/o, w/ は、それぞれ、stateless 先読み型, stateful 先読み型を意味する。stateless 型と stateful 型で性能に大差が無いことが分かる。これは通信パターンに偏りが

無く、混雑状況を考慮しなくとも十分に負荷が分散されているためである。ホットスポットができるような通信パターンであれば、混雑箇所を回避できる stateful 型が有利となる。

5. まとめと今後の課題

ルータチャンネルの動的パワーゲーティングの際に生じるウェイクアップ遅延を隠蔽するために、我々は先読み型ルータを検討してきた。これまで、一部の固定型ルーティングを対象に研究してきたが、本論文では、先読み型ルータをさらに広範囲な NoC アーキテクチャに応用し、アーキテクチャごとに先読み型ルータの設計オプションを提示した。評価の結果、適応型ルーティングにおいても flexible 型の先読みルータを用いればウェイクアップ遅延をほぼ隠蔽できることが分かった。

今回の評価にはネットワークシミュレータを用いた。今後は、ここで取り上げた先読みルータアーキテクチャのハードウェアを実装し、消費電力と面積について評価する予定である。

参考文献

- Dally, W. J. and Towles, B.: Route Packets, Not Wires: On-Chip Interconnection Networks, *Proceedings of the Design Automation Conference*, pp. 684–689 (2001).
- Benini, L. and Micheli, G.D.: *Networks on Chips: Technology And Tools*, Morgan Kaufmann (2006).
- Ishikawa, M. et al.: A 4500 MIPS/W, 86 μ A Resume-Standby, 11 μ A Ultra-Standby Application Processor for 3G Cellular Phones, *IEICE Transactions on Electronics*, Vol.E88-C, No.4, pp. 528–535 (2005).
- Jiang, H., Marek-Sadowska, M. and Nassif, S.R.: Benefits and costs of power-gating technique, *Proceedings of the International Conference on Computer Design*, pp. 559–566 (2005).
- Hu, Z. et al.: Microarchitectural Techniques for Power Gating of Execution Units, *Proceedings of the International Symposium on Low Power Electronics and Design*, pp.32–37 (2004).
- Vangal, S. et al.: An 80-Tile 1.28TFLOPS Network-on-Chip in 65nm CMOS, *Proceedings of the International Solid-State Circuits Conference* (2007).
- Matsutani, H., Koibuchi, M., Wang, D. and Amano, H.: Run-Time Power Gating of On-Chip Routers Using Look-Ahead Routing, *Proceedings of the Asia and South Pacific Design Automation Conference*, pp. 55–60 (2008).
- Matsutani, H., Koibuchi, M., Wang, D. and Amano, H.: Adding Slow-Silent Virtual Channels for Low-Power On-Chip Networks, *Proceedings of the International Symposium on Networks-on-Chip*, pp. 23–32 (2008).
- Duato, J., Yalamanchili, S. and Ni, L. M.: *Interconnection Networks: An Engineering Approach*, Morgan Kaufmann (2002).
- Chiu, G.-M.: The Odd-Even Turn Model for Adaptive Routing, *IEEE Transaction on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 11, No. 7, pp. 729–738 (2000).
- Dally, W. J. and Towles, B.: *Principles and Practices of Interconnection Networks*, Morgan Kaufmann (2004).
- Ho, R., Mai, K. W. and Horowitz, M. A.: The Future of Wires, *Proceedings of the IEEE*, Vol. 89, No. 4, pp. 490–504 (2001).

Opt-y の inflexible 型はデッドロックの可能性があるので評価の対象外とした。実際、Opt-y のような fully adaptive で inflexible 型を採用すると、NRC と実際の VSA までのタイムラグによって escape channel にパケットを逃すことができずデッドロックする場合がある。3.2.3 節で述べたとおり、先読みチャンネルを変更するのはそのチャンネルが他のパケットによって使われている場合のみである。したがって、事前のウェイクアップ作業によって消費されたエネルギーは無駄にはならない。