

分散型バスにおける 伝送負荷均一化方式の提案

吉田篤[†] 石井友規[†] 山口孝雄[†]

半導体システムにおいて、トラフィック量の増大により、集中型バスのバス動作周波数が増大する課題に対し、本稿では、分散バスを用いてバス動作周波数を増大させることなく伝送帯域を増加させる方法について検討する。分散型バスでは、トラフィックが相互に干渉しあうことで、局所的な伝送負荷の集中が発生し、バス動作周波数が増大する。本稿では、伝送負荷集中を抑制できる伝送負荷均一化方式を提案し、バス動作周波数の上昇を抑制する。提案方式を分散型バスにハード実装し、4段のバタフライ網を対象とした評価で、スレーブ数が4個の場合に平均スループットの最大値を3倍に向上できることを示す。また、スレーブ数の増加に対して、実装面積が1.9倍に増加するものの、バス動作周波数を上昇させることなく伝送帯域を7.1倍に増大できることを示す。

Proposal of load equalization methods for distributed bus

Atsushi Yoshida[†] Tomoki Ishii[†] and Takao Yamaguchi[†]

In semiconductor system, increase of the traffics increases the frequency of the centralized-bus. In this paper, we examine a method to increase a transmission band of distributed bus without increasing bus frequency. By interference of the traffics, concentration of local transmission load occurs in the bus and bus frequency increases. We propose load equalization methods that suppress the concentration of transmission load for distributed bus and avoid to increasing the bus frequency. We implemented the distributed bus with proposal methods and show that the maximum of the mean throughput of the distributed bus increases to 3 times in the evaluation using the 4 stage butterfly network with 4 slaves. In addition, increasing the number of slaves, implementation areas of the bus increase to 1.9 times, but a transmission band of the bus increases to 7.1 times without increasing bus frequency.

1. はじめに

半導体システムの大規模化や高機能化により、近年、クロスバススイッチに代表される集中型バスによる開発が困難になってきている¹⁾。その主な要因として、①バスマスタの配置制約、②バスの種類（プロトコル、データ/制御）の多様化、③トラフィック量の増加によるバス動作周波数の増大などが挙げられる。

集中型バスでは、ネットワークトポロジーの構成から伝送負荷がメモリなどに一極集中するため、バス動作周波数が増大する（図1左）。

従来から、集中型バスの課題解決のためにバスをネットワーク化し、ルータを用いてパケット交換方式の通信を行うNoC(Network on Chip)が研究されている²⁾。本稿では、分散型バスを用いてバス動作周波数が増大することなく伝送帯域を増加させる方法について検討する。しかし、分散型バスの場合でも、トラフィックが相互に干渉することで、局所的な伝送負荷の集中が発生し、システム全体のバス動作周波数が増大する¹⁾（図1右）。

本稿では、NoCに代表される分散型バスの伝送負荷集中を抑制できる伝送負荷均一化方式を提案し、バス動作周波数の上昇を抑制する。

2章で従来研究の取り組みについて述べ、3章で伝送負荷均一化方式を提案する。4章で提案方式の性能評価結果を示す。5章で実装面積及びネットワークのスケラビリティの評価結果を示す。最後に6章で本稿をまとめる。

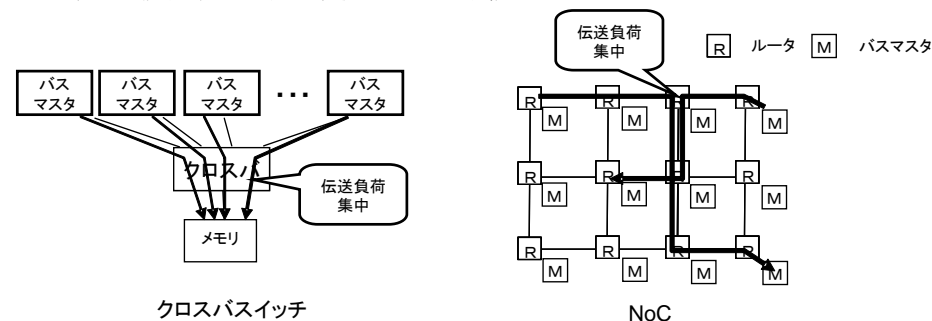


図1 伝送負荷集中によるバス動作周波数の増大

2. 従来研究

従来研究では、局所的な伝送負荷集中の回避方法として、伝送経路を動的に決定する動的ルーティングの研究が取り組まれている³⁾。動的ルーティングでは、図2に示

[†] パナソニック株式会社 先端技術研究所
Panasonic Corporation Advanced Technology Research Laboratories

すように伝送経路の伝送負荷に基づき、伝送負荷の少ない経路へと迂回させることで局所的な伝送負荷集中の回避ができる。しかし、従来研究では、メッシュ網を対象とした研究が多く、メッシュ網は伝送経路の自由度が高い。このため、選択される伝送経路も様々に動的に変化するため、利用できる伝送帯域の事前見積りが困難になり、ルータの実装も複雑になる。

また、トラヒックの送信時に動的に伝送経路の伝送帯域を予約する方式が提案されている⁴⁾。事前に伝送経路の帯域を予約できたトラヒックだけを送信することで、トラヒックの局所的な伝送負荷集中の回避ができる。しかし、トラヒック数の増加に対するスケラビリティが低く、大規模なシステムは実現が難しい。

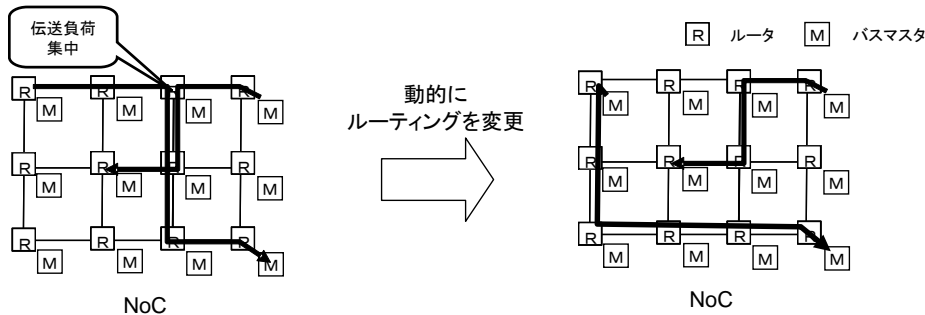


図 2 動的ルーティングによる伝送負荷集中の回避

3. 伝送負荷均一化方式

3.1 評価対象のネットワークモデル

本稿では、複数のバスマスタから複数のスレーブ（メモリ、プロセッサなど）に双方向でアクセスする用途を想定する。評価対象のネットワークモデルとしてバタフライ網を採用する（図 3）。バタフライ網を採用する理由は、①ルーティングが設計時に宛先毎に事前決定できる。②往路と復路が独立しているため、往路と復路のトラヒックで干渉が発生しない。③ルータのポート数が少ないため、ルータでのトラヒック干渉の影響と実装面積の抑制が容易だからである。

ネットワークモデルは、バスマスタ（BM）、NIC（Network Interface Controller）、ルータ、スレーブ（S）で構成される（図 3）。NIC はバスマスタとルータ（NIC-A）、及びスレーブとルータ（NIC-B）の間で、データとパケットの変換を行う。ルータはパケットに記載された宛先のアドレスに応じて伝送経路の変更を行う。バスマスタからスレーブへの経路（往路）とスレーブからバスマスタへの経路（復路）は物理的に異なる網で構成する。

次に、ルータの基本構成を図 4 に示す⁵⁾。各ルータは 2 個の入出力ポートを備え、クロスバスイッチにより入力ポートと出力ポートの接続を切り替える。各入力ポートは複数の仮想チャンネルを備える。図 4 の例では、仮想チャンネル 0 と仮想チャンネル 1 の 2 つを備える。仮想チャンネルは独立したバッファであり、入力されたパケットは、出力ポートの計算（Routing Computation, RC）、出力先のルータでパケットを格納する仮想チャンネルの割り当て（Virtual channel Allocation: VA）、クロスバスイッチの割り当て（Switch Allocation: SA）を行う。仮想チャンネルとクロスバスイッチの両方を割り当てられた仮想チャンネルは、入力されたパケット（又はフリット）を送信する。なお、ルーティングはバタフライ網であるため、設計時に宛先毎に事前決定している。

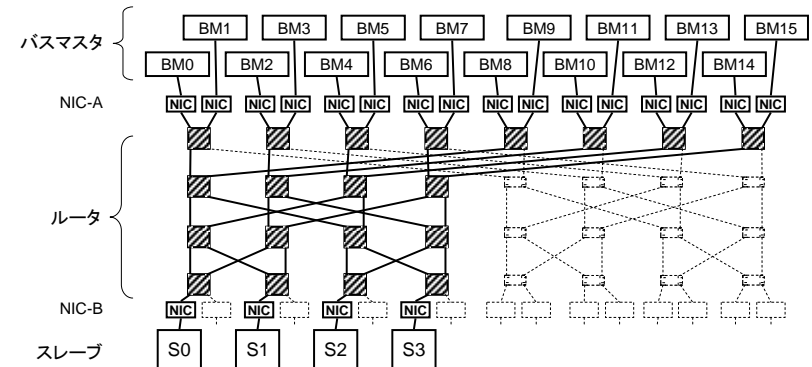


図 3 評価対象のネットワークモデル

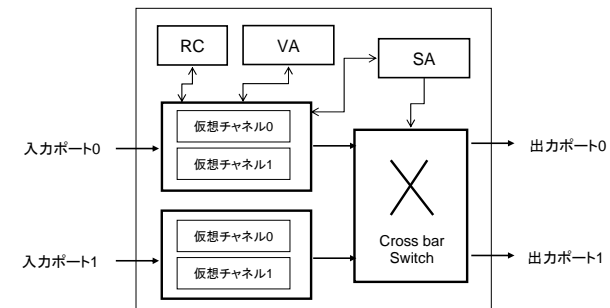


図 4 ルータの基本構成

3.2 分散型バスにおける局所的な伝送負荷集中の要因

評価対象のネットワークモデルにおいて、2種類の伝送負荷集中の課題に着目し

た(図5). 1つは伝送経路のスレーブ側での「特定のNICへの伝送負荷集中」であり, もう1つはトラフィックを中継する「特定のルータへの伝送負荷集中」である.

「特定のNICへの伝送負荷集中」の例を図6に示す. バスマスタ毎(B0~B4)に送信するトラフィックの数や送信レートが異なるためトラフィックの送信先(S0~S3)の割り当てにより, NIC-B間で利用帯域に偏り発生する. この偏りが大きいほど利用帯域の最大値が増大する. これにより, 特定のNICへの伝送負荷集中が生じる.

「特定ルータへの伝送負荷集中」の例を図7に示す. トラフィックの変動により, 自ルータに到着するパケットの送信先に偏りが発生し, 例えば, 宛先0のパケットが集中して届いた場合, 自ルータが届いた順に仮想チャネルの割り当て(VA)を行うと, 送信先のルータの仮想チャネルが全て宛先0のパケットで占有され, 宛先1のパケットが送信できなくなり, ルータでの混雑が発生しやすくなる. これにより, 特定のルータへの伝送負荷集中が生じる.

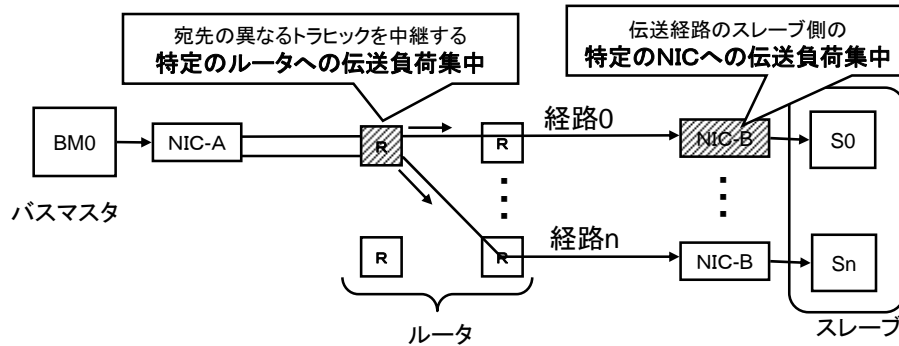


図5 伝送負荷集中の要因

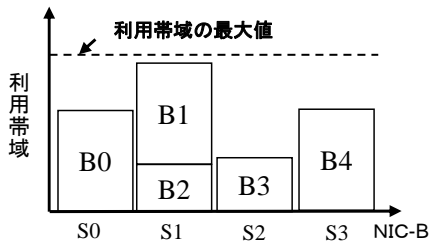


図6 特定のNICへの伝送負荷集中の課題

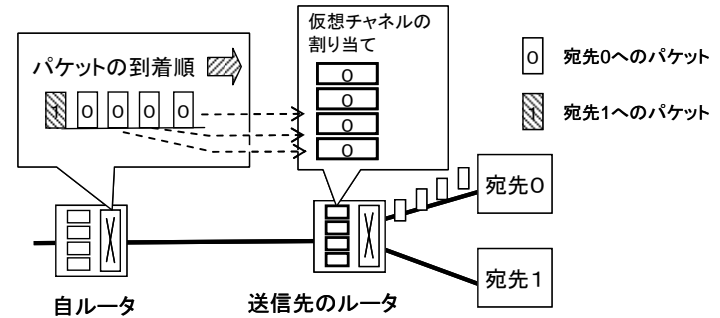


図7 特定ルータへの伝送負荷集中の課題

3.3 伝送負荷均一化方式

前述の2種類の伝送負荷集中の課題を解決するために, NIC間及びルータ内の伝送負荷均一化を図ることにより, 局所的な伝送負荷集中の抑制を行う伝送負荷均一化方式を提案する. 伝送負荷均一方式を実現することで, 局所的な伝送負荷集中を防ぎ, システム全体のバス動作周波数の増大を抑制する.

3.2.1 NIC間の伝送負荷均一化

特定のNICへの伝送負荷集中の課題に対して, NIC-B間で利用帯域の均一な状態を維持できれば, 利用帯域の最大値が低く抑えられ, 特定のNICへの伝送負荷が集中する課題を解決することができる(図8).

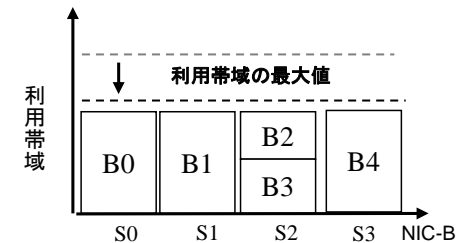


図8 NIC間の伝送負荷均一化の効果

具体的には, NIC-Bの利用帯域に基づいて, バスマスタ側のNIC-Aがトラフィックの宛先であるスレーブを選択する. 図9Aの例では, バスマスタB0がスレーブS1を選択する. NIC間の動作フローを図9Bに示す. ①NIC-Aはトラフィックの送信開始時に, 各NIC-Bに利用帯域を問い合わせる. ②NIC-Bは利用帯域を問合せ元のNIC-Aに通知する. ③NIC-Aは通知された利用帯域が最も小さいNIC-Bをトラフィックの宛先のスレーブとして選択し, ④トラフィックを送信する. また, NIC-Aはトラフィックの送信開始時(終了時)に, そのトラフィックの利用帯域をNIC-Bを通知する. 各NIC-Bは,

NIC-A から通知された利用帯域を自身が管理する利用帯域の総和に加算（減算）することで利用帯域の値の更新を行う。なお、NIC-A と NIC-B 間でのこれらの情報の受け渡しはルータを介して制御パケットで行う。

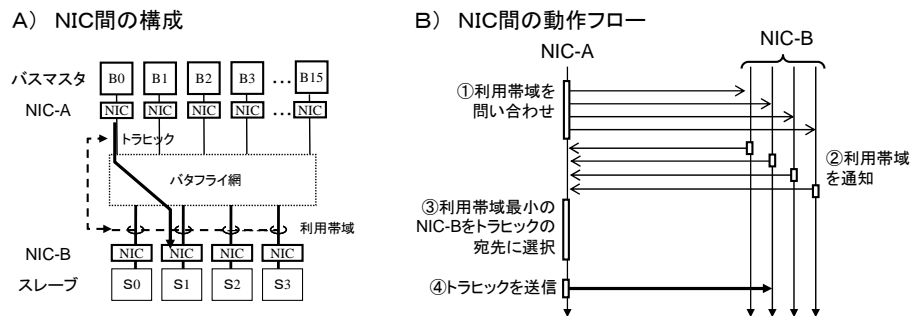


図 9 NIC 間の伝送負荷均一化の実現方法

3.2.2 ルータ内の伝送負荷均一化

特定ルータへの伝送負荷集中の課題に対しては、図 10 に示すように宛先 0 と宛先 1 のパケットに対し、それぞれ送信先のルータの仮想チャネルを割り当てることで、宛先 0 と宛先 1 のパケットに同時に送信できるようになり、ルータ内での伝送負荷集中の課題を解決することができる。

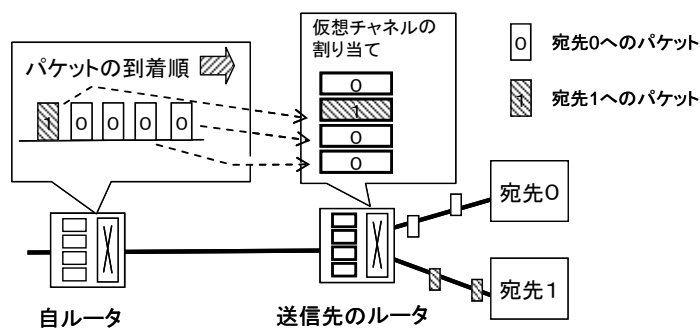


図 10 ルータ内の伝送負荷均一化の効果

具体的には、ルータは、仮想チャネル割り当て (VA) 待ちのパケットの送信順序を宛先毎に管理し (図 11A)、この管理情報に基づき仮想チャネルの割り当てを決定する。その動作フローを図 11B に示す。①仮想チャネルの割り当て待ちパケットが発生すると、②仮想チャネル割り当て待ちのパケット間で宛先と送信時刻を比較し、ルータの管理情報を更新する。③更新後の管理情報の中から宛先を順番に 1 つ選択し、

④選択された宛先で最も古いパケットに対して仮想チャネルの割り当てを行う。ルータは①から④の動作を仮想チャネル割り当て待ちのパケットが無くなるまで繰り返す。その際に、③で宛先の選択を順番に変更することで、宛先が同じパケットへの仮想チャネルが割り当てを回避する。スイッチ割り当て (SA) では、宛先の異なるトラフィックに対し伝送帯域を公平に割り当てるために、1 サイクル毎に宛先の異なるフリットを送信する。なお、提案方式ではパケットの到着順序は保証できる。

A) ルータの管理情報 (VA 待ちのパケット情報) B) ルータの動作フロー (仮想チャネル割り当て)

		宛先T0	宛先T1	宛先Tn
送信順序	1	パケットA	パケットB	-
	2	パケットC	-	-
	3	-	-	-
	:	:	:	:

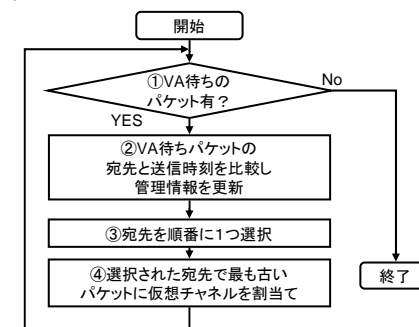


図 11 ルータ内の伝送負荷均一化の実現方法

4. 評価結果

本稿では、Verilog ハード実装による伝送負荷均一化方式の評価結果を示す。以下で、評価条件及び、伝送負荷均一化方式の構成要素である、NIC 間の伝送負荷均一化とルータ内の伝送負荷均一化の評価結果について述べる。最後に伝送負荷均一化方式の評価結果を示す。

4.1 評価条件

4.1.1 ネットワークモデル

表 1 に評価条件を示す。評価対象となるネットワークモデルは、4 段のバタフライ網を用いて、16 個のバスマスタと 4 個のスレーブ、及び 20 個のルータを図 3 のように接続した。ルータの仮想チャネル数を 2 個、仮想チャネルのサイズを 18flit とし、パケット転送方式として Wormhole⁵⁾を用いた。また、各バスマスタが送信するトラフィックの送信レートの総和は同じとした。

4.1.2 トラフィックモデル

パケット長は 18flit (ヘッダ長 2flit)、バスマスタ毎にパケットの送信間隔をガウス分布で変動させることでトラフィックの送信レートが変動するようにした (VBR: Variable Bit Rate)。各バスマスタから NIC-B の数 (4 本) だけトラフィックを送信した。4 本のト

表 1 評価条件

	項目	設定値
ネットワークモデル	ネットワークポロジ	バタフライ網
	バスマスタ数	16個
	スレーブ数	4個
	ルータ数	20個
トラヒックモデル	パケット長(ヘッダ長)	18 flit (2 flit)
	送信間隔	VBR (ガウス分布で変動)
ルータの構成	入出力ポート数	2個
	VC数	2個
	VCサイズ	18 flit

ラヒックの内、1本のトラヒックの送信レートを他よりも大きくすることでトラヒック間の送信レートに差を設けてトラヒックの送信レートの偏りを作った。また、トラヒック干渉を起こしやすいトラヒックの送信順序の条件を作り出すために、トラヒックの送信開始の順序を、送信レートが最大のトラヒックを最初に送信し、残りのトラヒックを20サイクル間隔で送信した。なお、ルータ内の伝送負荷均一化の評価では、NIC-Bの利用帯域が均一であり、且つ、トラヒックの偏りが生じるように、各バスマスタに対するスレーブの割当を事前に決定した。具体的には、図12のネットワークモデルでバスマスタ BM0, BM4, BM8, BM12の送信先を S0, バスマスタ BM1, BM5, BM9, BM13の送信先を S1, バスマスタ BM2, BM6, BM10, BM14の送信先を S2, バスマスタ BM3, BM7, BM11, BM15の送信先を S3とした。これにより、トラヒックを2箇所(図12の下位から2段目)のルータに集中させることで、トラヒックの偏りを発生させた。

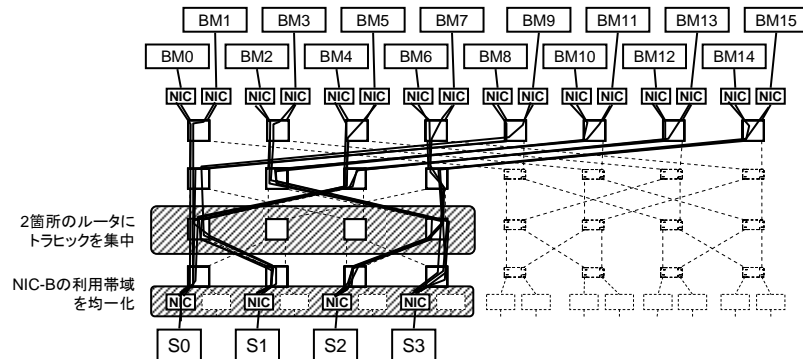


図 12 ルータ内の伝送負荷均一化の評価のためのトラヒックモデル

4.2 NIC間の伝送負荷均一化の評価結果

トラヒック間の送信レートの差が2倍の場合と、10倍の場合の評価結果をそれぞれ図13と図14に示す。比較のために、NIC-Bの利用帯域を考慮せず、NIC-Bに届くトラヒックが同数になるように、各NIC-Aが4本のトラヒックの宛先を4つNIC-Bに順番に割り当てる方式(Round-Robin方式)と対比させた。

Round-Robin方式は、トラヒック間で送信レートの差が大きい程、平均スループットの最大値が低下する。評価結果は、送信レートの差が2倍の場合は平均スループットの最大値は0.62である(図13)。また、送信レートの差が10倍の場合は平均スループットの最大値は0.33(図14)まで低下する。これに対し、NIC間の伝送負荷均一化は、平均スループットの最大値は送信レート差が2倍の場合は0.94、送信レートの差が10倍の場合で0.96であり、いずれの場合も平均スループットの最大値の低下を抑制できる。提案方式は、NIC-Bの利用帯域の少ないスレーブから順に宛先のスレーブとして決定するため、バス全体の伝送帯域を最大限に利用できる。

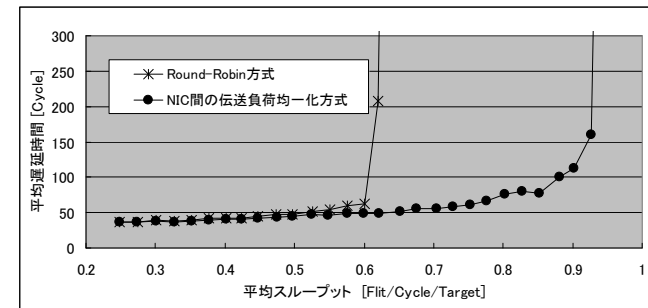


図 13 NIC間の伝送負荷均一化の評価結果(トラヒック間の送信レート差:2倍)

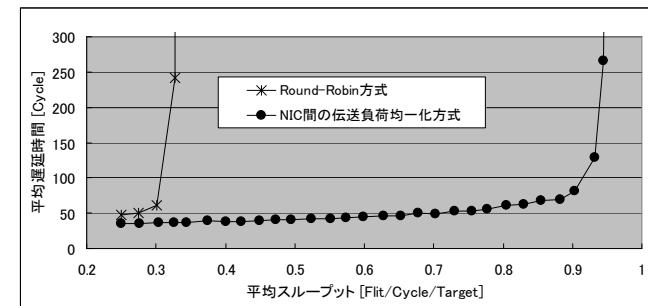


図 14 NIC間の伝送負荷均一化の評価結果(トラヒック間の送信レート差:10倍)

4.3 ルータ内の伝送負荷均一化の評価結果

ルータ内の伝送負荷均一化を適用した場合の平均スループットと平均遅延時間の関係を図 15 に示す。比較のためにパケット宛先を区別せず送信時刻にのみで仮想チャネルを割当てた場合 (Age-Based 方式⁶⁾) の結果を示す。なお、提案方式と Age-Based 方式は、パケットの到着順序が保証されるため、Age-based 方式を比較対象とした。バスマスタとスレーブの対応関係は前述の通りに事前に固定的に割当を行い評価した。

評価結果は、Age-Based 方式では平均スループットの最大値が 0.8 であるのに対し、ルータ内の伝送負荷均一化では平均スループットの最大値が 0.9 まで改善する。これは、ルータ内の伝送負荷均一化により、ルータ内の限られた仮想チャネルを宛先の異なるトラフィック間で効率的に割り当てることで、宛先の異なるパケット間で互いに仮想チャネルを割り当てられるまでの待ち時間が削減され、平均スループットの最大値が向上したと考えられる。

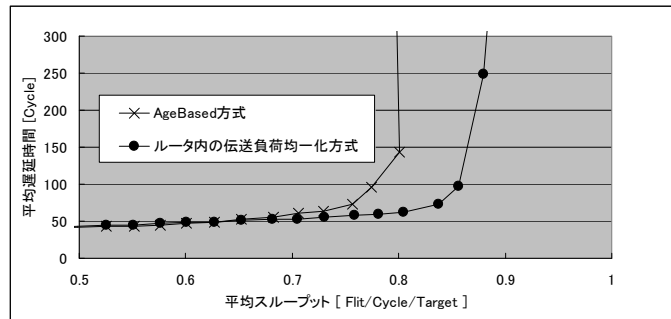


図 15 ルータ内の伝送負荷均一化の評価結果
(バスマスタとスレーブの対応関係は固定)

4.4 伝送負荷均一化方式の評価結果

提案方式である伝送負荷均一化方式 (NIC 間とルータ内の伝送負荷均一化を同時に適用した結果) の評価結果を図 16 に示す。比較のために、従来方式として、NIC でのトラフィックの宛先の選択を Round-Robin 方式で、ルータでの仮想チャネルの割り当てを Age-Based 方式で行った場合と比較した。なお、トラフィック間の送信レート差は 10 倍の条件で性能評価を行った。

4 段のバタフライ網でスレーブ数が 4 個の場合に、評価結果は、従来方式は平均スループットの最大値が 0.33 に対し、提案方式は平均スループットの最大値が 3 倍に向上した。また、NIC 間の伝送負荷均一化のみを行う場合 (図 14) に比べ、ルータ内の伝送負荷の均一化を同時に行う (図 16) ことで平均スループットの最大値が 0.93 から 0.98 に改善された。

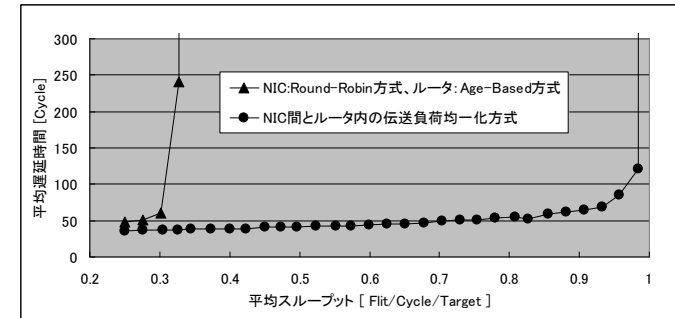


図 16 NIC 間とルータ内の伝送負荷均一化の評価結果
(トラフィック間の送信レート差: 10 倍)

5. 実装面積とスケーラビリティ評価

5.1 実装面積の評価

Verilog 実装によるフリップフロップ数から NIC とルータのゲート数を試算した。また、バス全体と 1 個あたりの NIC 及びルータについて、全体の実装面積、提案機能の実装面積と提案機能が占める面積割合を求めた (表 2)。

表 2 実装面積の比較

	全体の面積 [K gate]	提案機能の面積 [K gate]	提案機能の面積割合 [%]
バス全体	923.8	87.9	9.5
NIC (1個あたり)	16.3	2.8	17.2
NIC-A	15.5	2.7	17.4
NIC-B	19.1	3.1	16.2
ルータ (1個あたり)	29.9	1.6	5.3

バス全体の実装面積は 923.8kgate であり、各構成において提案機能が占める面積割合は、バス全体で 9.5%、NIC 17.2% (NIC-A 17.4%、NIC-B 16.2%)、ルータ 5.3% である。

ところで、ルータの伝送性能は、仮想チャネルを増やすことでも改善が可能である⁷⁾。Age-Based 方式のルータの仮想チャネルを 2 個から 4 個に倍増させて伝送性能を提案方式と比較した。なお、バスマスタとスレーブの対応関係は前述の通りに事前に固定的に割当を行い評価した。

提案方式と仮想チャネルを倍増前後の実装面積、及び伝送性能との比較結果を表 3

に示す。

表 3 仮想チャンネル数の増加に対する実装面積と伝送性能の比較

	実装面積 [K gate]	①に対する 面積増加率 [%]	平均スループットの最大値 [Flit/Cycle/Target]
①Age-Based (VC数2個)	28.32	0.0	0.818
②提案方式 (VC数2個)	29.92	5.7	0.911
③Age-Based (VC数4個)	54.20	91.4	0.987

Age-Based 方式のルータでは、仮想チャンネルを倍増することで、平均スループットの最大値を 0.81 から 0.98 まで向上できるが、実装面積が 91% 増加する。これに対し、提案方式では、実装面積の 5.7% 増加だけで、平均スループットの最大値を 0.91 まで向上できる。提案方式により、実装面積の増加を抑えた伝送性能向上が可能となる。

5.2 ネットワークのスケラビリティ評価

スレーブ数を変化させることでネットワークのスケラビリティを評価する。送信レートの異なる複数のトラフィックモデルとして、各バスマスタは、スレーブの数と同じ数のトラフィックを送信し、そのうち 1 本のトラフィックの送信レートを他のトラフィックの 10 倍に設定することでトラフィック間の送信レートに差を設けた。スレーブを接続する位置については、ネットワークモデルの最下段の左のルータから順番にスレーブを 1 個ずつ接続し、スレーブ数を 2~16 個まで変化させた (図 17A がスレーブ数 2 個、図 17B がスレーブ数 10 個の例)。

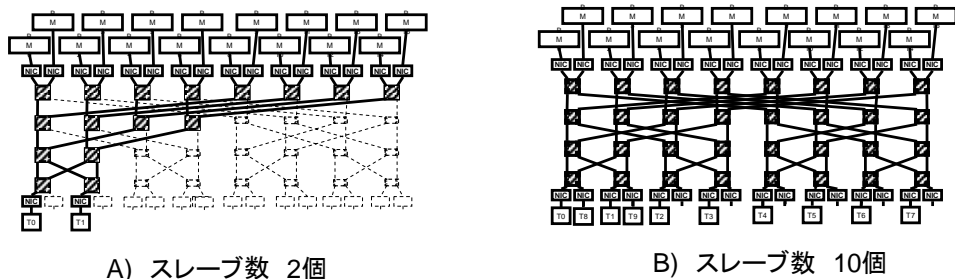


図 17 スレーブ数とネットワークトポロジーの関係

図 18 にスレーブ数と平均スループットの最大値との関係を示す。スレーブ数が 2~8 個では、スレーブ数に比例して平均スループットの最大値が増加し、スレーブ数 8 個でスレーブ数 1 個の場合の 7.1 倍にまで増大する。しかし、スレーブ数が 9 個と 10 個では、平均スループットはスレーブ数に比例した値よりも減少する。これは、一部

のルータで、ルータの処理能力以上の伝送負荷が集中し、伝送性能の低下が発生したためと考えられる (図 19 で詳細に述べる)。一方、スレーブ数が 11~16 個では、平均スループットの最大値は増加する。これは、スレーブ数が 9 個と 10 個に比べて、ルータ数が増加したため (スレーブ数 9 個の時に対し、スレーブ数 16 個の時で 16 個増加)、伝送負荷の集中が緩和されたためと考えられる。実装面積については、スレーブの数が 1 個の場合に比べ、スレーブの数を 8 個に増やすことで、伝送帯域を 7.1 倍に増大できる。

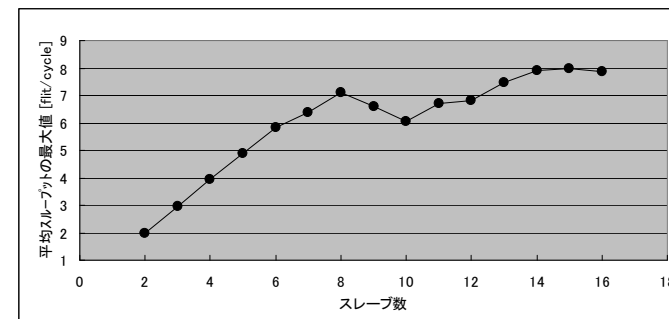


図 18 スレーブ数と平均スループットの最大値の関係

スレーブの配置と伝送負荷の集中の関係を評価するため、伝送負荷均一化方式を適用した条件で、各ルータ内の伝送負荷の状態をルータの配置に対応させて可視化した。スレーブ数が 8 個の場合と、スレーブ数が 9 個の伝送負荷の状態を図 19 に示す。図 19 では、ルータ内の伝送負荷の状態を仮想チャンネル毎にパケットの残量 (黒い矩形の高さで表し、高いほどパケットの残量は多い) で表している。スレーブ数が 8 個の場合には、スレーブは最下段の各ルータに 1 個ずつ配置されたため、伝送負荷は網全体で均一化されやすくなる。このため、各ルータのパケットの残量は少ない。一方、スレーブ数が 9 個の場合、2 個のスレーブを接続する最下段の左のルータへ向かう伝送経路で伝送負荷集中が発生している。このため、各ルータのパケットの残量はスレーブ数が 8 個の場合に比べて増大している。これは、スレーブの配置に偏りが生じたことで最下段の左のルータへ向かう中継ルータでの伝送負荷が集中しやすくなったためである。以上の理由により、スレーブ数が 9 個の場合に平均スループットの最大値の低下を引き起こした。このことから、伝送負荷集中の抑制のためにはスレーブ数やスレーブの配置についても考慮する必要がある。

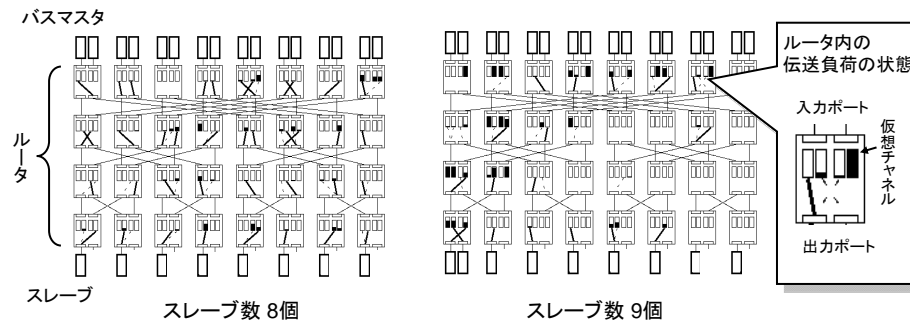


図 19 スレーブの配置と伝送負荷集中の関係

図 20 にスレーブ数とバス全体（NIC とルータ）の面積増加率の関係を示す。NIC とルータの面積の増加率については、スレーブ数 1 個の場合に比べスレーブ数 6 個で 1.6 倍、スレーブ数 8 個で 1.9 倍となった。さらに、バタフライ網の段数を 4 段のネットワークトポロジから 5 段のネットワークトポロジに拡大すると、ルータの最大数が 32 個から 80 個へと急激に増加する。すなわち、バタフライ網は $N \times \log N$ のオーダー（ N はバスマスタ数）で実装面積が増大する。この点を考慮して、今後、面積の増加率が緩やかなメッシュ網（ N のオーダーで実装面積が増大）などのネットワークトポロジに提案方式を適用した性能評価をバタフライ網と比較して行う予定である。

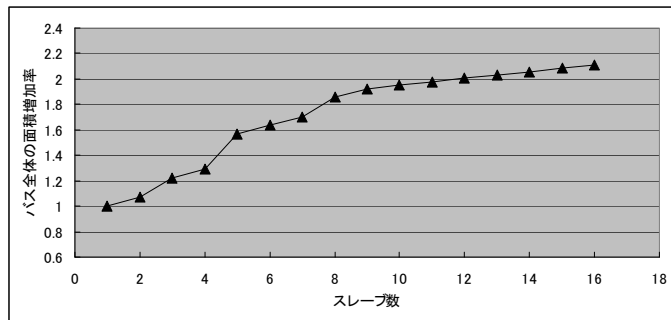


図 20 スレーブ数とバス全体の面積増加率の関係

6. まとめ

本稿では、分散型バスで発生する局所的な伝送負荷集中を抑制することで、バス動作周波数の増大させることなく伝送帯域を増加させる方法について検討した。局所的な伝送負荷集中を抑制するために、伝送負荷均一化方式を提案した。4 段のバタフライ網でスレーブ数が 4 個の場合に、提案方式を導入することで、平均スルーットの最大値を 0.33 から 0.98 に向上（約 3 倍）できることを示した。

また、スレーブ数を変えたスケーラビリティ評価から、4 段のバタフライ網では、スレーブの数が 1 個の場合に比べ、スレーブの数を 8 個に増やすことで、実装面積は 1.9 倍に増加するものの、伝送帯域を 7.1 倍に増大できることを示した。

今後、さらに規模の大きなバタフライ網においてスレーブ数やスレーブの配置を加味した性能評価や、メッシュ網などの他のネットワークトポロジでの性能評価をバタフライ網と比較して行う予定である。

参考文献

- 1) T. Bjerregaard and S. Mahadevan: A Survey of Research and Practices of Network-on-Chip, ACM Computing Surveys, Vol.38, March (2006).
- 2) L. Benini and G. Micheli: Networks on Chips: A New Paradigm, IEEE Computer, Vol.35, No.1, pp.70-78. (2002).
- 3) L. Tedesco, F. Clermidy and F. Moraes: A path-load based adaptive routing algorithm for network on chip, Proceeding SBCCI '09 Proceedings of the 22nd Annual Symposium on Integrated Circuits and System Design (2009).
- 4) K. Goossens, J. Dielissen, and A. Radulescu: A Ethereal network on chip: Concepts, architectures, and implementations, IEEE Design & Test of Computers, vol. 22, Issue 5, pp. 414-421, September (2005).
- 5) W.J. Dally and B. Towles: Principles and Practices of Interconnection Networks, Morgan Kaufman Publishers, (2003).
- 6) M. M. Lee, J. Kim, D. Abts, M. Marty and J. W. Lee: Probabilistic Distance-Based Arbitration: Providing Equality of Service for Many-Core CMPs, Microarchitecture (MICRO), 2010 43rd Annual IEEE/ACM International Symposium on, pp.509-519, (2010).
- 7) W. J. Dally: Virtual-Channel Flow Control, IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, Vol.3, no.2, pp.194-205, Feb. (1992).