

セルオートマトンによる相互結合網の輻輳の解析

横田 隆史[†] 大津 金光[†]
古川 文人^{††} 馬場 敬信[†]

通信を司る相互結合網は、大規模並列計算機の成否の鍵となる重要な要素であり、これまでにトポロジ、フロー制御、ルーティングアルゴリズムなど、多岐にわたり改善が検討されてきた。一般に相互結合網は、通信負荷が高まるとパケット間の衝突により輻輳状態が生じ、レイテンシが上昇する性質を持つ。そしてさらに最大スループットを超える負荷を与えると系全体が輻輳状態となり、転送性能が著しく低下する現象が現れる。こうした著しい輻輳状態での性能低下は、相互結合網の方式によって致命的となるが、その元となる輻輳の発生・成長のメカニズムはこれまであまり深く検討されていなかった。本論文では、セルオートマトンを用いることで相互結合網をできる限り簡略なモデルで表現し、動的な挙動を観測することにより、輻輳の発生・成長の機構の本質的な解明を行う。セルオートマトンによるシミュレーションの結果、系の内部で輻輳状態になっておりほとんどパケットの移動がない部分と、比較的自由にパケットが移動できる部分とに分離される相転移が起きることを示す。また、相互結合網の転送負荷を、輻輳が現れないレベルから系全体に拡散するレベルまで変化させると、輻輳領域が形成される下限付近の負荷において、輻輳領域が間欠的に出現する現象が起きることを示す。さらに、系内の輻輳の状態を、パケットの移動度をもとに熱力学的エントロピーで表現することを提案する。系内に輻輳領域が発生しパケットの移動度が低下すると、系のエントロピーが低下する。系のエントロピー値の変化によって輻輳の発生・成長・消滅の様子を定量的に表現できる。また、レイテンシで計った相互結合網の性能と、本論文によるエントロピー値は相反関係にある。さらに、相互結合網シミュレータを用いて検証し、セルオートマトンでの結果に準じた現象が実際の相互結合網上で起きることを示す。このことから、セルオートマトンにより得られた本論文の知見は、相互結合網に拡大適用することができると考えられる。

A Cellular Automata Approach for Understanding Congestion in Interconnection Networks

TAKASHI YOKOTA,[†] KANEMITSU OOTSU,[†] FUMIHITO FURUKAWA^{††}
and TAKANOBU BABA[†]

Interconnection network, which is responsible to communication, is an important key for constructing effective large-scale multicomputers. Thus, interconnection network was discussed from many aspects such as topology, flow control, routing function, and so on. In general, an interconnection network has a common nature; increment of communication traffic causes conflict of message packets, thus results in large communication latency. Furthermore, if the communication traffic exceeds a threshold, the whole system falls into severe saturation, where packet are scarcely moves and communication performance is seriously degraded. Such congestion mechanism is not discussed so far. This paper presents a simplified model so that essential congestion mechanism is clarified, by using cellular automaton (CA). CA shows two distinct portions within the interconnection network; heavily congested and non-congested areas. In the former area, as packets block each other, only a few packets can move and most packets are 'frozen.' Packets in the latter area can move freely. Such phenomenon is a kind of phase transition. CA also shows that congested area appears intermittently at the edge of traffic level. We introduce an entropy measure that represents mobility of packets in the system. The entropy measure is induced by that of thermal dynamics and it represents phase transition accompanied by growth of congestion area. We show similar phenomena are observed in ordinal interconnection network simulation. This implies that our knowledge from CA simulation is applicable to wide range of interconnection networks.

[†] 宇都宮大学工学部情報工学科

Faculty of Engineering, Utsunomiya University

^{††} 帝京大学ラーニングテクノロジーノロジー開発室

Learning Technology Laboratory, Teikyo University

1. はじめに

並列計算機においてノード間の通信は必要不可欠なものであり、さらに通信性能がシステム全体の性能を

左右することから、相互結合網は重要な存在として位置付けられている。特に大規模並列計算機を構成するうえでは、相互結合網に対して効果的かつ現実的な解が求められ続けており、これに応えるべくトポロジをはじめ、フロー制御、ルーティングなどの手法の改善検討がなされてきた。

大規模化に対応するために直接網を用いるシステムでは、網全体を統一した制御下に置くのではなく、計算ノードからのパケットを、相互結合網を構成するルータが個別に配送制御することが多い。すなわち、計算ノードは与えられたプログラムに従いパケットを生成し、相互結合網ルータ間でそのパケットを転送することにより適切な送り先に配送する。

ここでルータは、パケットの内容を保持するためのバッファと、パケットの転送先を切り替えるためのスイッチの機能を持つ。バッファに蓄えられたパケットを次にどの方向に転送するかは、あらかじめシステムで定められたアルゴリズムに従う。同一ルータ内で、複数のバッファからのパケットが同一の出力先を求めた場合は、いずれか1つが選択され他はブロックされる。また、バッファの容量は有限であるため、バッファに余裕がない場合は隣接ルータからのパケットの転送を受け入れることができない。この場合、パケットは当該隣接ルータから転送されず、バッファに空きができるまでブロックされる。

このように各ルータで独立してパケットの転送制御が行われることから、通信負荷が増大し相互結合網上に配送途中のパケットが多く存在するようになると、上述のようなパケット間の干渉が多く発生するようになる。このため、通信負荷の増大にともなってパケットの転送が一時的にブロックされる確率が高くなり、平均レイテンシが上昇する。さらに通信負荷が高い状態では、転送をブロックされたパケットがバッファから排出されにくくなり、バッファが満杯の状態になる。満杯のバッファは隣接ルータからのパケット転送をブロックするから、結局、パケット転送のブロックとそれともなうバッファの消費が隣接ルータを通じて連鎖的に拡大し、ついにはシステム全体の通信を飽和させ性能を著しく低下させる結果となる。

このような相互結合網の飽和が発生すると、システム全体の転送性能が飽和前と比較して著しく低下する。計算ノードによって相互結合網に投入された単位時間あたりの通信負荷（投入転送負荷：offered traffic）と、実際に相互結合網により配送された単位時間あたりの通信量（転送スループット：accepted traffic）との関係を模式的に表すと図1のようになる。投入通信負

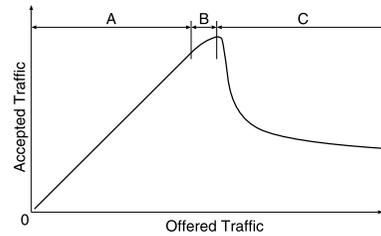


図1 投入通信負荷と転送スループットとの関係の例
Fig. 1 Typical example of offered and accepted traffic.

荷が小さい場合は、投入通信負荷と同じだけの転送スループットが得られるが（図1中Aで表示の領域）、投入通信負荷の増大とともに飽和傾向を示すようになり（図1中B）、飽和点を超えると転送スループットは急激に減少する（図1中C）。

こうした特性を持つために、これまでの相互結合網の研究では、非飽和時のレイテンシを低減する手法や、飽和に対する耐性を持たせる手法の検討を中心として改善が図られてきた^{1),2)}。すなわち飽和状態を避けながら低レイテンシ・高スループットで相互結合網を使用する手法である。しかしながら、投入通信負荷が高い状況で重い輻輳状態となり転送能力が著しく低下する問題は厳然として存在するのである。

相互結合網のこうした挙動は、古くから樹状飽和（tree saturation）として説明されてきたが^{2),3)}、その発生や拡大のメカニズムはあまり深く検討されていないのが現状である。本論文では、大規模化に対応しやすい規則的な構造を持つ直接網を対象として、一般性を損なわない範囲でできる限りの簡略化を施すことで、相互結合網に現れる輻輳現象の本質的な部分を解明することを目標とする。

そこで本論文ではまず、事象の本質を損なわずにモデルを簡略化して表現できるセルオートマトン（cellular automata⁴⁾⁻⁶⁾の手法に着目した。セルオートマトンはフォン・ノイマンを起源とする歴史があり、Conwayのライフゲーム⁷⁾などでも広く知られている。Wolframらにより複雑系の表現として議論されたほか⁵⁾、事象の本質を損なわずにモデル化できる性質を利用して、現実の問題の解析手法として多く用いられている。たとえば、格子ガス法（lattice gas automata, LGA⁸⁾）を用いた物理現象の解明や、自動車や人を対象とした交通流のシミュレーションなどの分野ですでに実用化されている^{9),10)}。特に交通流のシミュレーションは、対象物が決められた経路（自動車の場合は車道）に沿って移動すること、対象物どうしの干渉により輻輳状態が生じることの点において大きな共通点があることから、情報通信網の挙動の解明

に適用することが言及されてきた(文献 11), 12) など)。しかし, 現状では相互結合網に適用した事例は見当たらない。

本論文では, 相互結合網の挙動をセルオートマトンの手法に則ってできる限り簡略化することで, 輻輳状態の発生と拡大の様子を求める。簡略化した結果, 輻輳の発生により系に相転移ともいえる大きな変化が, 明確に現れることを示す。すなわち, 輻輳状態が発生した状態では, パケットがルータ間で相互にブロックされる結果ほとんど転送が行われなくなる輻輳領域と, 比較的自由にパケットが転送される非輻輳領域とに明確に分離される。さらに本論文では, こうした輻輳の状況を定量的に表現するため, 熱力学からのアナロジーにより, パケットの移動度をもとにしたエントロピーを定義することを提案する。パケットを熱力学で扱う分子に見立て, その移動度をもとに系全体の状態を定量的に表す。系のエントロピーの経時変化から, 輻輳状態の発生や成長の様子や, 輻輳にともなう系の性能の低下を的確に表現できることを示す。

さらに本論文では, セルオートマトンの簡略モデルによって得られた結果が, 実際の相互結合網で再現できることを, 相互結合網シミュレータを用いることで検証する。モデル化の内容の差異により完全に同じ結果は得られないものの, セルオートマトンで観測された挙動の本質的な部分は再現されることを示す。これにより, 本論文においてセルオートマトンを用いることで得られた, 相互結合網の輻輳の発生や拡大に関する知見が, 相互結合網に広く適用可能であることを示す。

2. セルオートマトンによる相互結合網の模擬

2.1 対象の簡略化

相互結合網をセルオートマトンによりモデル化する方法について検討する。ここでは, 本論文で目的としている相互結合網の輻輳について, 本質的な性質を抽出しやすくするため, 議論の本質や現実性を損なわない範囲で, できる限りの簡略化を行う。

本論文の議論で用いるシステムの概要を図 2 に示す。 $L \times L$ の 2 次元トーラス網を仮定し, パケットは, x 軸, y 軸それぞれで単方向に転送される(本論文では図中において右方向(x 軸), 下方向(y 軸)で表す)。パケットは, 長さを持たず, 1 クロックで一度にパケット全体が転送される。デッドロックの発生を避けるために必要十分な仮想チャンネルを用いる。ルータは仮想チャンネルの入力側にパケットバッファを備える。バッファの先頭にあるパケットが, そのルータが

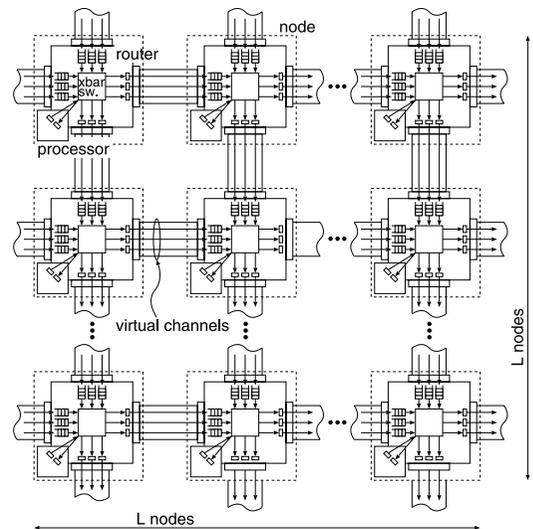


図 2 相互結合網を含むシステムのモデル

Fig. 2 System model.

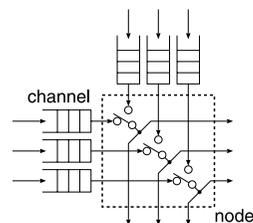


図 3 システム内の 1 ノード

Fig. 3 A simplified node model.

らの出力対象となり, クロスバスイッチで適切に切り替えられる。ただし, 通常の相互結合網と異なり, 複数の仮想チャンネルで同時に転送することを許す。

1 ノード分の構成を図 3 に示す。クロスバスイッチをさらに簡略化し, x 軸, y 軸にある同一チャンネル番号のパケットバッファからの要求をもとに, スイッチによりどちらかの一方の出力のみを行う方式とする。これは, セルオートマトンによるモデル化を容易にするための簡略化である。なお, 図 3 では, プロセッサによるパケット生成, 到着パケットの消費を省略表記している。

パケットは, 指定された通信パターンに従って生成される。送信元 (sx, sy) → 受信先 (dx, dy) に向け, 最短経路でルーティングする。ただし, x 軸, y 軸の正の方向にのみ進める制約を設ける。パケットは, x 軸方向, y 軸方向のどちらにも進めるとき, どちらを優先するかを, 生成時に決められる。 x 軸を優先のものをタイプ H, y 軸優先のものをタイプ V と呼ぶ。パケットがタイプ H の場合は, x 軸 → y 軸の dimension

order ルーティングを行う。タイプ V の場合も同様である。ただし、適応度パラメータ P_r を導入し、 P_r の確率で進行方向を変更できるものとする。

パケットは、送信元ノードで生成された際に、初期仮想チャンネル番号 0 が割り当てられる。チャンネル番号は、その後、パケットが date-line を通過するごとに 1 だけ増す。date-line は、 $x = 0$ (x 軸)、 $y = 0$ (y 軸) とする。date-line を越えるとき以外は、チャンネル間の移動は行わない。これによってデッドロックフリーのルーティングを行う。

パケット生成の制御は、ノードごとにパケット発生間隔を指定する方法、システム全体のパケット総数を決めておき、ランダムに選んだノードから発生させる方法、の 2 通りとした。前者は現実の相互結合網の使われ方に近い。後者は、結合網の混雑度をシステム上にあるパケットの総数により制御しやすくするため、便宜的に用いている方法である。

2.2 セルオートマトンによる表現

以上のように簡略化した相互結合の構成を、セルオートマトンによりモデル化する。ここで、基本的に文献 11) のモデル化方法を継承しつつ、相互結合網のモデルとして適切な変更を行う。また、使用する名称（呼称）も、実際の相互結合網との関連が明確になるように適切なものに変更する。

一般のセルオートマトンでは、多数の「セル」を並べ、系に与えられたルールに従いセルの状態を変化させる方法をとる。文献 11) では交通流のシミュレーションを行う目的のために、これとはやや異なり、サイト (site: 上述のセルに相当) 上に car が存在する/しないといった表現形式をとっている。本論文でもその表現形式に倣う。

本論文では、パケットの存在を明確にするため、パケットがセル間を移動するものとする。したがってセルは、そこにパケットがない状態とある状態を持つ。さらに、個々のパケットには、上述の進行方向を示すためのタイプ (H, V) のほか、相互結合網の評価のため必要な属性を持たせる。パケットの移動は、そのパケットを持つセルの位置が変わることで表現される。

1 ノード分のセルオートマトンのモデルを図 4 に示す。パケットバッファは、1 次元 (線状) に並べられたセルの列によりモデル化する。これらのセルを、以降、チャンネルセルと呼ぶ。チャンネルセルに並んでいるセルの数が、パケットバッファの容量に相当する。

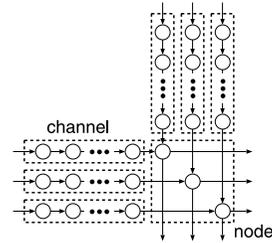


図 4 1 つのノードのセルオートマトンによるモデル化

Fig. 4 Cellular automaton model of a node.

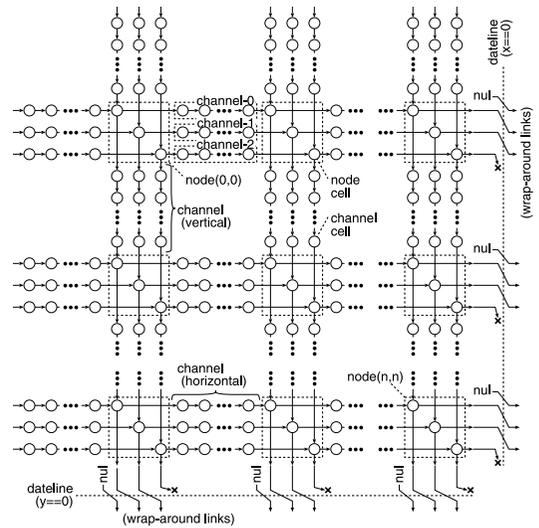


図 5 セルオートマトンによるモデル化

Fig. 5 Cellular automata modeling.

また、スイッチ部は、仮想チャンネルごとに 1 個ずつ設けられたセルで表現する。これらセルをノードセルと呼ぶ。ノードセルが空のとき、チャンネルセルの先頭にあるパケットがそこに移動する。 x 軸 y 軸の両方のチャンネルセルにパケットがあった場合は、どちらか一方がノードセルに移動する。どちらが移動するかは、文献 11) の signal のメカニズムにより決める。すなわち、システムのクロックごとに 1/0 の状態をトグルする 1 ビットカウンタ (signal) を用意しておき、このカウンタが 1 のとき H パケットを選択し、0 のとき V パケットを選択する。

セルオートマトンによりモデル化されたシステムの全体構成を図 5 に示す。

2.3 CA ルール

ここで、前節で示したセルオートマトンについて、表記方法やパケット移動ルールを明確化しておく。

本論文においてセルオートマトン中に用いる記号の一覧を図 6 に示す。セルは丸印で表現する。空白の丸

たとえば、パケットの識別子 (ID)、送信元、受信先ノード情報、生成時刻、ホップ数、転送ブロック時間、などである。

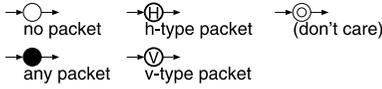


Fig. 6 Symbols used in the CA.

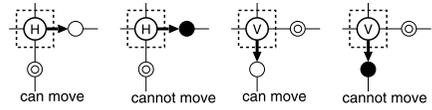


図 9 移動ルール (ノード チャネル)
Fig. 9 CA rules at node to channel cells.



図 7 移動ルール (チャネル)
Fig. 7 CA rules for channel cells.

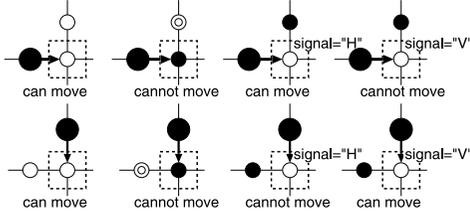


図 8 移動ルール (チャネル ノード)
Fig. 8 CA rules at channel to node cells.

印は、パケットを持たないセルである。パケットのタイプ(H, V)を区別する場合には、セルの丸印の中に各々H, V を記す。どちらでもよい場合は黒丸で表現する。パケットの有無を問わない場合は、don't careとして二重丸で表現する。

各セルには、たかだか1個のパケットを保持できる。パケットは隣接セル上にパケットがない場合に限り、当該隣接セルに移動できる。隣接セルに別のパケットがある場合には、パケットは移動できず、空きができるまでそのセルにとどまらなければならない。また、パケットは他のパケットを追い越してできない。

チャネルセルのパケット移動ルールを図7に示す。進行方向の隣接セルが空である場合に限り、移動できる。

パケットがチャネルセルからノードセルに移動する場合のルールを図8に示す。パケットは、ノードセルが空のときのみ移動できる。x軸方向チャネル、y軸方向チャネルからのパケットが競合する可能性がある。競合した場合には、前節で示した‘signal’のメカニズムを使って、どちらか一方を選ぶ。両チャネルが競合せず、ノードセルが空であれば、移動可能である。

パケットがノードセルからチャネルセルに移動する場合のルールを図9に示す。転送先のチャネルをx軸方向、y軸方向のどちらにするかは、パケットのタイプ(H, V)によって決める。もし、パケットがタイプHである場合には、x軸方向に進む。ここでx軸方向の隣接チャネルセルが空でなければ、パケットはそこにとどまり、当該セルが空くまで待つ。

2.4 相互結合網転送特性

前節までに述べたセルオートマトンを計算するプログラムをC++言語により作成し、相互結合網としての評価を行った。パケットは各ノードから一定の間隔で生成され、その受信先は系内のノードからランダムに選択される。実際に配送されたパケットの総数(転送スループット, accepted traffic)、パケットの平均レイテンシを測定した。実行は100,000サイクルとし、実行開始から50,000サイクル間は無視し、100,000サイクルまで50,000サイクル間で測定している。システムの規模は、ノード数 $L \times L$ 、チャネルあたりのセルの数 $P = 5$ とし、仮想チャネルの数は、デッドロックを生じない最小数である3としている。

各ノードでのパケットの生成間隔をもとに計測時間に生成されるパケットの総数を算出し、投入通信負荷とした。 $L = 32, P = 5$ のときの投入通信負荷と転送スループットの関係を図10に、投入通信負荷に対する平均レイテンシを図11に、それぞれ示す。なお、両図中、投入通信負荷および転送スループットは正規化した値を用いている。

図中の P_r は、2.1節で示した適応度パラメータである。上で述べたように、パケットは生成時にx軸y軸のどちらの次元に沿って進むかを、パケットのタイプ(HまたはV)として指定される。適応度パラメータ P_r は、クロックごとにパケットタイプが変化する確率を表している。パケットがチャネルセルにある場合には進行方向に選択の余地はないが、ノードセルにあって次のクロックでx軸・y軸どちらのチャネルに進むかを定める際には、パケットのタイプが参照される。適応度パラメータ P_r は、このパケットタイプを一定の確率で変更できるようにしたものである。 $P_r = 0$ のとき、パケットのタイプは変わらない。これは相互結合網で決定的ルーティングが行われていることに相当する。一方、 $P_r \neq 0$ のときは、一方の軸方向に進めない場合に、他方の軸の方向に進むことが可能になるため、適応ルーティングに相当している。本評価では、 $P_r = 0, 0.2, 0.4$ の3通りについて行っている。

図10から、パケットの投入通信負荷が小さい範囲では、投入通信負荷にほぼ比例した転送スループット

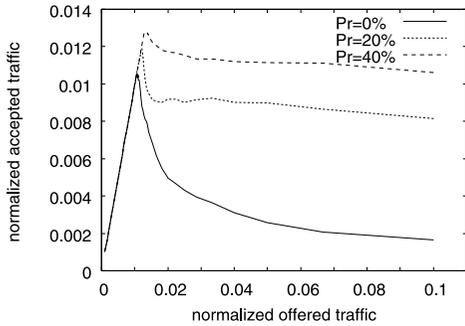


図 10 投入通信負荷対転送スループット
Fig.10 Offered and accepted traffic.

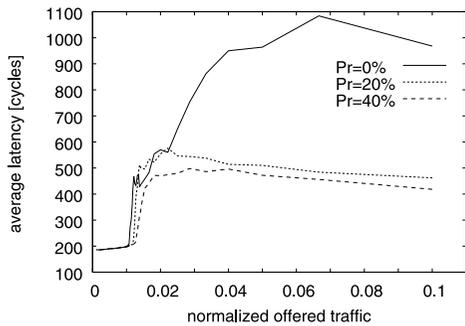


図 11 投入通信負荷対平均レイテンシ

Fig.11 Offered traffic and average latency of packets.

が得られるが、投入通信負荷のある点を境にして転送スループットが急激に低下する現象 (breakdown) が発生することが確認できる。breakdown 点における性能低下の度合いは、適応度パラメータ P_r により異なる。 P_r が大きく、パケット転送経路の変更が起きやすいほど、輻輳による性能の breakdown に強いことが分かる。

平均レイテンシ (図 11) に関しては、投入通信負荷が上記 breakdown が生じる点より小さい範囲では大きな差はないが、breakdown 点付近およびそれより大きい投入通信負荷では、 $P_r = 0$ の場合、すなわち決定的ルーティングでレイテンシが大きく、さらにばらつく様子が分かる。

2.5 輻輳状態の観察

2.4 節で説明し、本論文での評価に用いたセルオートマトンのプログラムでは、パケットの位置を一定周期でディスプレイ上に表示する機能や、画像形式 (portable pixmap, ppm) でファイルに保存する機能を実装している。この機能を用いて、breakdown 点付近の投入通信負荷を与えた場合の結合網の状態を観測すると、以下のことが分かった。

(1) パケットの存在密度は均一ではなく、系全体に



図 12 パケット分布の様子 ($L = 32, P = 5$)
Fig.12 Packet distribution example ($L = 32, P = 5$).

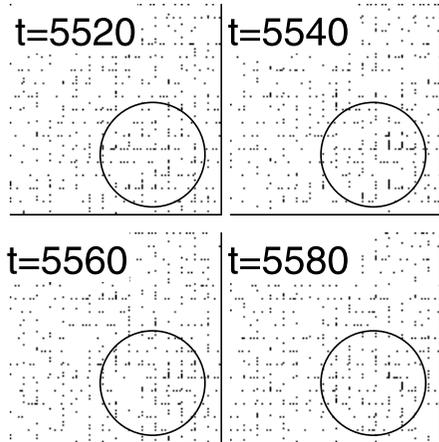


図 13 一時的なパケット塊の発生と消滅のプロセス
Fig.13 Temporal congestion observed.

わたりなだらかに傾斜する。

図 12 は、 $L = 32, P = 5$ のシステムで $t = 5200$ に観測された輻輳がない状態での仮想チャネル 0 番のパケットの分布である。この図では分布の様子が明確になるように、パケットのある各点の各辺を 3 倍の大きさに拡大して表示している。

- (2) 衝突によるパケットの塊が局部的に発生するが、多くの場合、時間とともに雲散霧消する。
図 13 に、小規模なパケット塊が生成・消滅する様子を示す。図は $L = 32, P = 5$ のシステムの右下の 1/4 部分を拡大している。図中印で示した部分で、リンクセルの並びに従ってパケットが連続している箇所が複数あることが確認できる。さらに時系列に比較することでそのような小規模なパケット塊が発生し、短時間で解消している様子が分かる。
- (3) 投入通信負荷が大きい場合は、パケットの存在密度が高いために、雲散霧消する前に新たなパケットがパケットの塊に衝突し、塊の規模を大きくする。
- (4) その結果、大きな塊に成長するが、ほぼ一定規模以上の大きさにはならない。塊の中にあるパケットは他の部分と比較して移動をブロックされている

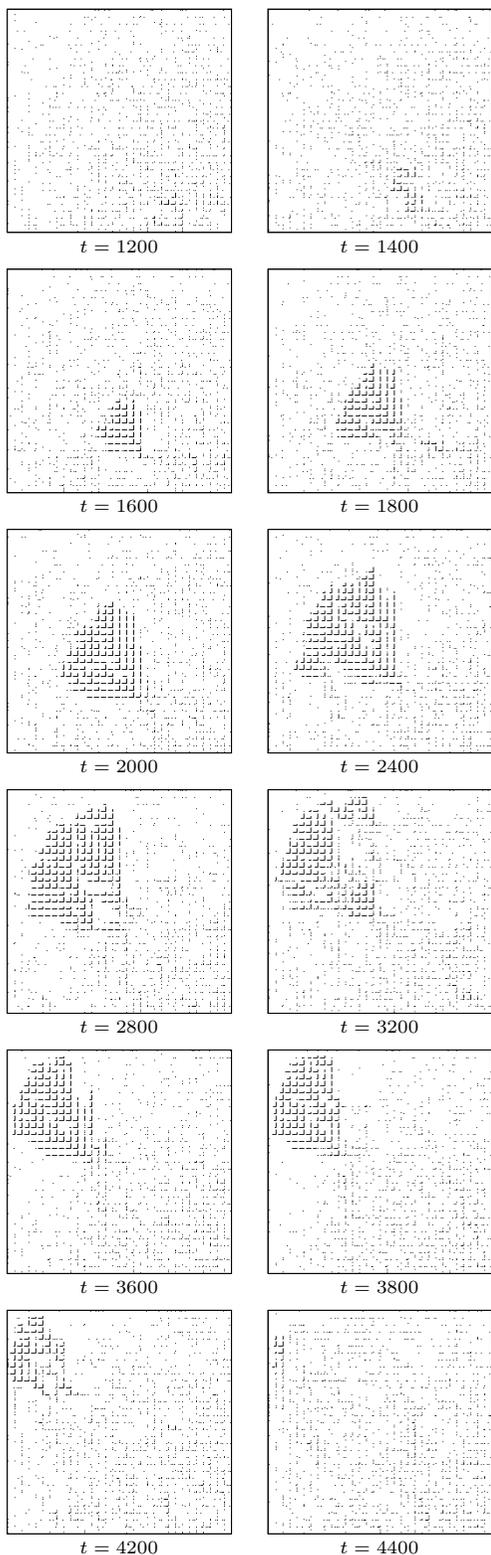


図 14 固相領域の発生・移動・消滅のプロセス
 Fig. 14 Typical lifetime sequence of solid area.

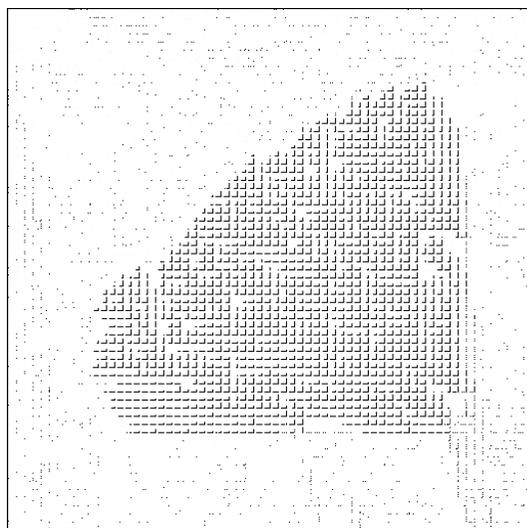


図 15 固相領域の例. $L = 64, P = 5, N = 15000,$
 $t = 29300$
 Fig. 15 Typical example of solid area. $L = 64, P = 5,$
 $N = 15000, t = 29300.$

時間が極端に長くなる．このように、移動度が低いパケットの塊を、以降、固相領域と呼ぶ．また、パケットが比較的自由に移動している領域を気相領域と呼ぶ．

- (5) 固相領域の元となるパケット塊は、多くの場合、系の右下の位置で発生し、時間の経過とともにゆっくりした速度で、系の左上方向（パケットの進行方向とは逆の方向）に進む．
- (6) 左上の辺まで到達した固相領域は次第に縮小してゆき、解消する．

図 14 に、 $L = 32, P = 5$ のシステムにおいて上記 (3)～(6) のプロセスが現れている様子を示す． $t = 1200$ ではパケット塊は認められていないが、 $t = 1400$ で系の下方に小規模なパケット塊が発生し、 $t = 1600, 1800, 2000$ と時間経過ともなって成長し、その後 $t = 2400, 2600, 3200$ で左上方向に移動している様子が分かる．パケット塊が系の左上の辺に達した後は縮小していき ($t = 3600, 3800, 4200$)、ついには消滅している ($t = 4400$) ことが分かる．

固相領域は系の規模が大きいほどはっきりと表れる．図 15 は、 $64 \times 64 (L = 64), P = 5, P_r = 0$ で観測されたパケット塊の例である．この例では、ノードでのパケット投入間隔ではなくパケット総数 ($N = 15000$) により輻輳状況を制御している．図 14 でも確認できるが、固相領域の形状は、多くの場合このような $1/4$ 扇形をしている．

(7) 固相領域が系の左上辺縁部に到達し縮小・消滅すると、系の右下の位置で新たなパケット塊が発生することがある。そして上記の(3)以降のように固相領域へと成長し、同様の過程をたどる。このような固相領域の発生・成長・移動・消滅のプロセスが繰り返し観測される。

系内のパケット数が多く気相領域でのパケット密度が高い場合には、系の左上辺縁部に達した固相領域が消滅する前に、系の右下部で新たな固相領域が発生することもある。

以下、上記の事項について考察していく。

2.5.1 パケットの存在密度が不均一

本論文で行っているセルオートマトンのモデル化から、パケットは右方向(タイプH)あるいは下方向(タイプV)に進む。このため、チャンネル番号0に割り当てられたパケットは、 $x = 0, y = 0$ に設けられたdate-lineを越えて進むまでは(ラップアラウンド経路を通過するまでは)、チャンネル0で転送される。パケットはランダムに生成されるから、パケットが進行方向に進むに従って、パケットの密度が増えていく。このために、系の右下の位置で(チャンネル0の)パケットの密度が高くなる。他のチャンネルにあるパケットの数は、チャンネル0に比較すると少ない。これは、受信先ノードに到着したパケットは消滅するためである(上記(1))。

2.5.2 パケット塊の発生と消滅

投入通信負荷が大きくなると、下方向に進むVタイプのパケットと、右方向に進むHタイプのパケットがノードセル上で衝突する頻度が高くなる。パケットの衝突が起きると、調停メカニズムにより一方のみがノードセルに入り、他方は待たされる。このとき、待たされたパケットがあるチャンネル上に他のパケットがあると、待ち状態がチャンネルに沿って連鎖的に広がる。こうして局所的なパケットの塊が発生する。

パケットの存在密度がさほど高くない状態では、衝突によるブロック状態が長く続かないために、局所的なパケット塊が成長することはない(2)。

2.5.3 固相領域への成長

しかし投入通信負荷が大きく、パケットの存在密度が高くなると、衝突によるブロック状態が解消する前に新しいパケットが衝突し、パケット塊が大きくなる(3)。こうして一時的に生じた局所的なパケット塊が成長し、固相領域となる。

こうしてパケット塊は成長すると、系は、パケットが高密度で存在する部分(パケット塊)と、パケットの密度が低い部分(パケット塊以外の部分)に分かれ

る。パケット塊以外の部分では存在密度が低いため、パケットが塊に衝突する頻度が減る。このためにパケット塊(固相領域)の成長は抑えられるようになる(4)。

2.5.4 固相領域の移動

しかしながら、固相領域以外の部分でもパケットは存在するため、少しずつ固相領域にあるパケットと衝突し、固相領域に組み入れられてゆく。パケットは右方向(H)または下方向(V)のみに移動するから、固相領域に追加されるパケットはつねに左側・上側に限られる。一方で、固相領域の右側・下側では、パケットが解放されていく。このために、固相領域は、左辺・上辺部でのパケットの追加と、右辺・下辺部でのパケット離脱とが平衡状態を保ちながら、パケットの進行方向とは逆の方向に移動していく(5)。

固相領域では、このように、左辺・上辺部でのパケットの衝突・追加と、右辺・下辺部でのパケット離脱とが同時に起きている。このため、特定のパケットが固相領域をなしているわけではなく、追加・離脱により塊を構成するパケットがつねに変化する。すなわち、固相領域では、パケットの供給の一方で消費が同時に起きる開放系をなしている。

たとえば、パケット塊が発生する元になった最初の衝突を起こしたパケットは、パケット塊が成長するときにはすでに離脱して他の場所に移動している(あるいは受信先に到着している)。このようにパケット塊は、追加・離脱のパケットによりつねに新陳代謝している。

2.5.5 固相領域の消滅

系の左上部に達した固相領域には、それ以上新たなパケットが衝突することはなくなる。このために固相領域からパケットが離脱するだけになり、塊の規模が縮小してゆき、最終的には消滅する(6)。

パケットの塊が縮小すると、その分だけ塊以外の部分にあるパケットの数が増し、密度が高くなる。これによって、系の右下部で新たなパケット塊が発生する(7)。

3. 輻輳状態の解析

前章では観測結果に基づいて、固相領域の発生・移動・消滅のプロセスについて定性的に明らかにした。本章では、固相領域のマクロ的な測定尺度、具体的には安定状態にあるときの固相領域の大きさと、移動速度について、定量的な議論を行う。そのために、本章ではセルオートマトンをさらに簡略化したモデルを用いる。解析的に求めた結果と、実際の観測結果とを比較することで、前章で行った定性的な考察を裏付け、

さらに観測された挙動が特異なものではなく一般性があることを示す。

3.1 固相領域の大きさ

ここで、2.5 節で観測された固相領域について簡単なモデル化を行い、固相領域（すなわち相互結合網で輻輳している領域）の解析を行う。

セルオートマトンのモデルは 2.2 節で述べたものに準じる。L × L 個のノードを正方格子状に配置した系を想定し、チャンネルの長さ（チャンネルを構成するセルの数）を P とする。簡単化のため仮想チャンネルは用いず、仮想チャンネル数は 1 とする。系の中には N 個のペケットが存在するものとする。

固相領域の形状は正方形とし、その一辺に ω 個のノードセルが含まれているものとする。さらに固相領域内のセルすべてに、ペケットが置かれている状態を想定する。

固相領域の中には、ω² 個のノードセルのほか、ノードセルあたり 2P 個のチャンネルセルがあるものとする。このため固相領域に含まれるセルの総数は、N_{solid} = (2P + 1)ω² である。

固相領域以外はペケットが自由に移動できる気相領域とする。気相領域には N_{vapor} = N - N_{solid} 個のペケットが均一に存在するものとする。気相領域のペケットの存在密度は ξ = $\frac{N - (2P + 1)\omega^2}{(2P + 1)L^2}$ となる。気相領域内のペケット密度は十分に低く、ペケットどうしの衝突による影響を無視できるものとする。気相領域でペケットは最大速度で移動する。すなわち、Δt 時間にペケットは Δt 個のノードセルを進む。

ここで、気相領域から固相領域の上辺部に衝突するペケットについて考える（図 16 参照）。固相領域の

上辺部の大きさ ω · Δt の微小領域に存在し、しかも下方向に進むペケットのみが Δt 時間内に固相領域に衝突する。この微小領域にある y 軸方向のチャンネルセルの数（期待値）は、 $\frac{P}{P+1}\Delta t\omega$ であり、ノードセルの数は $\frac{1}{P+1}\Delta t\omega$ である。y 軸方向のチャンネルセルにあるペケットの数は、上で求めた気相領域のペケット密度 ξ を用いて $\frac{P}{P+1}\Delta t\omega\xi$ であり、これらは Δt 時間内に固相領域に衝突し新たに固相領域に加わる。一方、微小領域内のノードセルにあるペケットは、半数の V タイプのみが下方向に進むため、Δt 時間内に固相領域に衝突するペケットの数は $\frac{1}{2(P+1)}\Delta t\omega\xi$ となる。よって、単位時間あたりに固相領域の上辺部に衝突するペケットの数は Δt = 1 として

$$\gamma_{in}(\omega) = \frac{N - (2P + 1)\omega^2}{2(P + 1)L^2}\omega \quad (1)$$

である。固相領域の左側面でも同様のことが成り立つ。

次に、固相領域から離れるペケットの動きを考える（図 17 参照）。固相領域の下辺部に注目する。ここで、固相領域は定常状態になっているものと仮定する。すなわち、下辺部にあるセルのうち、下方向に進むものは（下隣接セルは空いているので）障害なく進む。定常状態でとどまるのは、右に進むペケットのみである。したがって、定常状態で下辺部のペケットは、右方向に進むもののみとする。

固相領域中において、自由に移動できるのは右下角に位置するペケット A のみである。他のペケットは、進行方向のサイトに他のペケットがあるため移動できない。ペケット A は、進行方向に障害となる他ペケットがないために、確率 1 で移動する。次のサイクルでは、その左側にあるペケット B か、上側のペケット A' のどちらかが A の位置に移動してくる。その確率は 1/2 である。すなわち、ペケット B が移動可能になる確率は 1/2 である。この図ではノードセルのみを表しているがチャンネルセルがある場合でも基本的にこれと変わらない。ノードセル上にあるペケットの移動が、隣接ノードセルに影響するまでにチャンネルセル数

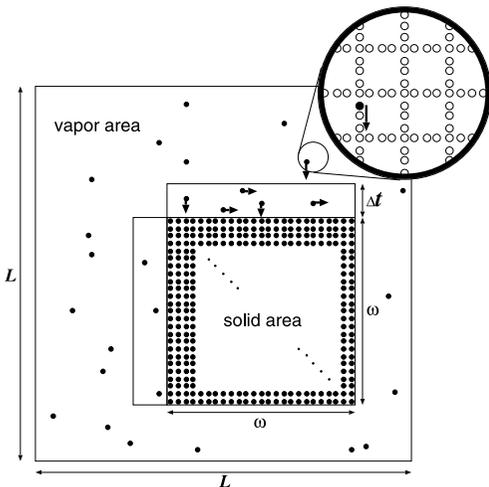


図 16 固相領域に衝突するペケット
Fig. 16 Packets going into solid area.

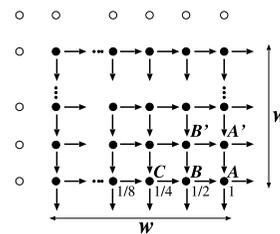


図 17 固相領域から離れるペケット
Fig. 17 Packets escaping from solid area.

分の遅延があるが、移動の頻度は変わらない。簡単化のため、チャンネルセルは無視して考えることにする。

パケット B が移動すると、元のセルには、左隣のパケット C あるいは上隣のパケット B' が移動する。双方とも $1/2$ の確率で移動する。 C が移動した場合、 C は右方向に進むため、そのままブロックされる。 B' が移動した場合は、 B' がタイプ V パケットであるから、そのまま固相領域から離れる。こうして、右端から i 番目にあるパケットは、 $(\frac{1}{2})^{i-1}$ の確率で固相領域から離れることになる。

固相領域下辺部にある ω 個のノードセルにはすべてパケットが置かれている。1クロックの間に固相領域下辺部から離れるパケットの個数の期待値は

$$\gamma_{out}(\omega) = \sum_{i=1}^{\omega} \left(\frac{1}{2}\right)^{i-1} \quad (2)$$

である。

系が平衡状態にあり、固相領域の大きさが経時変化しないときは、 $\gamma_{in}(\omega) = \gamma_{out}(\omega)$ となる ω を式 (1)、(2) から固相領域の大きさを求めることができる。たとえば、 $L = 64, P = 5, N = 15,000$ のときは、 $\omega \approx 41.2$ となる。この結果は、同じ条件下で観測された実際の固相領域 (図 15) の大きさとほぼ等しい。

3.2 固相領域の移動

次に、2.5 節 (5) で観測された固相領域の移動について検討する。

固相領域の式 (1) を求める過程で得られた結果から、固相領域には単位時間に上辺側に $\gamma_{in}(\omega)/\omega$ 個のパケットが衝突する。このことから、固相領域は上方向に、単位時間あたり $\frac{\gamma_{in}(\omega)}{(P+1)\omega}$ の速度で移動する。ノードセルの位置を単位として計算すると、固相領域は Δt 時間後に、 $\frac{\gamma_{in}(\omega)}{(P+1)\omega} \Delta t$ だけ移動する。

この結果を、図 15 で用いた $L = 64, P = 5, N = 15,000$ の条件にあてはめてみる。前節の結果から、固相領域の大きさは $\omega \approx 41.2$ であり、式 (1) から $\gamma_{in}(41.2) \approx 1.0$ である。 $\Delta t = 2,000$ クロック後の移動量を、上の結果をもとに計算すると、約 8.09 ノードセル分となる。

図 15 に示した固相領域の 2,000 クロック後の様子を図 18 に示す。両図を見比べると、固相領域は 2,000 クロック間に左方向に 12 ノードセル分、上方向に 6 ノードセル分移動していることが分かる。これは、上記の結果とほぼ一致していると考えられる。

4. エントロピーによる相互結合網系の表現

2, 3 章により、輻輳の発生によりパケットが相互に

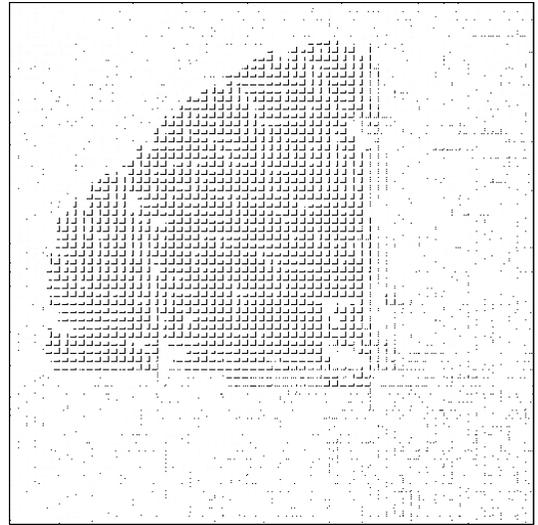


図 18 固相領域が移動する様子。 $L = 64, P = 5, N = 15000,$
 $t = 31300$

Fig. 18 Migrating solid area. $L = 64, P = 5, N = 15000,$
 $t = 31300.$

干渉し移動度が著しく低下する領域 (固相領域) が塊状に発生することが明らかになった。系に輻輳がなくパケットが自由に移動している状況や、輻輳が発生・成長・消滅している状況を的確に表現できる尺度を考えたい。そこで本論文では、物理学 (熱力学系) において相転移現象を扱うときにエントロピーを用いることに着目した。エントロピーを用いることで、系全体の輻輳の度合を定量的に表現でき、相転移現象もエントロピー値の変化として表現できるはずである。

4.1 エントロピーの定義

2.5 節に示したように、セルオートマトンによる相互結合網は、輻輳により、移動度が低いパケットの塊 (固相領域) と、パケット移動度が高いそれ以外の領域 (気相領域) が生じることが観測されている。そこで、気体分子の熱力学的エントロピーに倣い、気体分子をパケットに置き換えて考えることで、系内のパケットの動きをエントロピーを用いて表現する。

まず、パケットの移動距離を定義する。時間 Δt 内でパケットがサイト間をホップした回数を dh とする。この値 (dh) を当該パケットの移動距離とする。ここではホップ数のみを扱い、移動方向は考えない。

Δt の時間内に生成されたパケットや、受信先に到着して消滅するパケットについては、各々のパケットの正味の時間 (δt) と、その間の移動ホップ数 dh' から $\frac{\delta t}{\delta t} dh'$ により、時間 Δt で正規化した値を用いる。

正確には、四捨五入により整数化した値を用いている。

こうして、系内の全パケットについて、時刻 t から $t + \Delta t$ の間の移動ホップ数をカウントすることで、移動距離を求める。セルオートマトンにおいて時刻はクロック単位で進められるため、 Δt 、移動距離はともに整数値となる。また、個々のパケットの移動距離は範囲 $[0: \Delta t]$ の整数となる。

時刻が $t + \Delta t$ となり、 Δt 間での全パケットの移動距離が求められたら、移動距離の値ごとに、パケットの個数をカウントし、移動距離に対するパケット個数の分布を求める。移動距離 h を持つパケットの数を n_h とする。 $h \neq 0$ なる h に対して、以下の式により系のエントロピーを定義する。

$$entropy = \sum_{h=1}^{\Delta t} \frac{n_h}{N} \log_2 h \quad (3)$$

ここで、 N は系内に存在するパケットの総数である。系が輻輳状態にないとき、 Δt 時間内にパケットが移動する距離が長くなるため、エントロピーは大きくなる。逆に、輻輳によりパケットの移動距離が短くなるとエントロピーは小さくなる。実際に輻輳が発生している状況は、図 15、図 18 に示されているように、パケットの移動度がきわめて小さい固相領域と、比較的自由に移動できている気相領域に分かれている。むしろ、エントロピーは気相領域の部分で大きく、固相領域で小さくなる。このために、実際に式 (3) で得られる系全体のエントロピー値は、気相・固相の各領域の幾何平均になる。

ここで定義したエントロピーは、輻輳の度合いを表現するものであり、結合網方式の絶対的な性能を表現するものではない。たとえば、平均レイテンシの大小により結合網方式の性能を比較することはできるが、それらの値の大小をもって結合網の系内の輻輳の度合いを定量的に比較することはできない。

4.2 エントロピーの経時変化

一定時間 $\Delta t = 100$ サイクルごとに式 (3) の定義に従い系のエントロピーを求め、その経時変化を求めた。結果を図 19 に示す。横軸が経過時間（クロック）、縦軸がエントロピーを示している。グラフには、ノードセルからのパケット生成間隔 v を変えた場合を表示している。 v が小さいときは、パケットが頻繁に生成されるために、系は輻輳状態が起きやすくなる。 $v = 60$ （サイクル）のとき、系は完全な輻輳状態にあり、エントロピーは低い値になっている。 $v = 100$ のとき、系に輻輳は生じておらずエントロピー値は大きい。 $v = 80$ はそれらの中間的な場合であり、不安定な挙動を示していることが分かる。

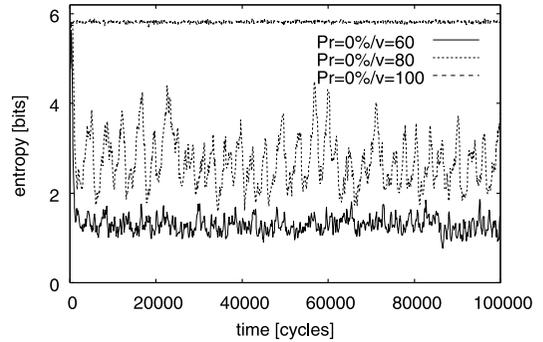


図 19 エントロピーの経時変化の違い

Fig. 19 Entropy changes in some critical condition.

4.3 相転移とエントロピー

2.5 節で観測し、3 章で簡単な解析を行った固相領域の挙動について、さらに検討を進める。

パケット生成間隔が広いとき、系に輻輳は生じず、気相領域のみの状態で推移する。パケット生成間隔を狭めていくと、パケットどうしの衝突頻度が高まっていく。この状態では、スループットの上昇とともに衝突によりレイテンシも上昇していく。そしてさらにパケット生成間隔を狭めると、系の中に固相領域が発生し、固相領域に入ったパケットの移動度が急激に低下することから、スループットの低下（breakdown）を生じる。

このような breakdown 点の前後での、エントロピー値の時刻変化の様子を図 20、図 21 に示す。図 20 は $L = 32, P = 5, P_r = 0.0$ の場合であり、図 21 は $L = 64, P = 5, P_r = 0.2$ の場合である。いずれの図も x 軸はシミュレーション時間を表しており、エントロピー値（実線、左目盛り）と Δt 間に受信先に到着したパケットの平均レイテンシ（破線、右目盛り）を表している。パケット生成間隔は、 v として図中に示されている。

図 20、図 21 から、パケットの生成間隔のわずかな差により、系の挙動は大きく異なることが分かる。生成間隔が大きいとき、たとえば図 20 の $v = 96$ のとき、エントロピー値が急激に低下しすぐに回復する現象が発生していることが分かる。これは、2.5 節で述べたように、パケットの衝突にともなって生じる小さなパケット塊が、そのときの系の状態によって成長し、パケット移動度が小さい固相領域を形成するためである。固相領域は系内を移動し、消滅する。このような固相領域の生成から消滅までのプロセスが、エントロピー値の一時的な（急激な）低下として定量的に現れている。

図 20 の $v = 96, 94, 92$ では、上記のような固相領

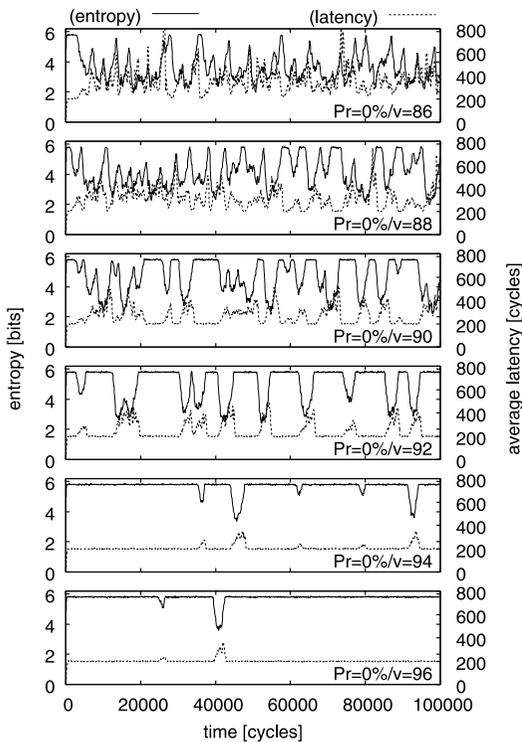


図 20 エントロピーとレイテンシの時間変化 ($L = 32, P = 5, Pr = 0.0$)

Fig. 20 Entropy value and average latency. ($L = 32, P = 5, Pr = 0.0$).

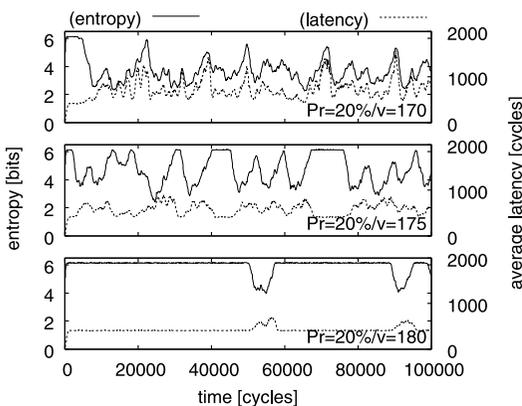


図 21 エントロピーとレイテンシの時間変化 ($L = 64, L = 5, Pr = 0.2$)

Fig. 21 Entropy value and average latency. ($L = 64, L = 5, Pr = 0.2$).

域の発生消滅があることが分かる。固相領域の発生は間欠的であるが、大きさ（規模）や周期性を確認するには至っていない。たとえば、パケット生成間隔 v が同じ値であっても、系の挙動の時間変化はシミュレーション試行ごとに大きく異なる。

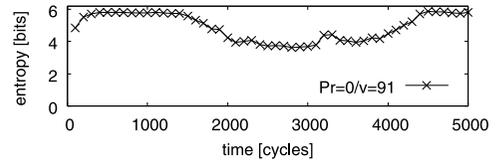


図 22 図 14 のエントロピー経時変化の様子

Fig. 22 Entropy change for Fig. 14 case.

パケットの生成間隔を狭めると、系内のパケット塊が発生しやすくなり、それが固相領域まで成長する頻度が高くなる。図 20 を見ると、 $v = 96$ の場合に比べ、 $v = 94$ で発生頻度が高まっている。そしてさらにパケット生成間隔を狭めると、同図 $v = 92$ のように、ほぼ周期的に固相領域の生成を認められるようになる。さらに生成間隔を狭めると、1 回の固相領域の生成・消滅のサイクルが終了するのを待たずに、次の固相領域が生成され成長する現象が現れる。同図 $v = 90$ の場合は、中間的な状態であり、さらに生成間隔の短い $v = 88$ の場合には固相領域が連続して現れていることが分かる。さらに生成間隔を短くすると、固相領域の生成・成長・消滅のサイクルがつながり、 $v = 86$ のグラフのように、系全体として不安定な挙動を示す。

図 21 から、上記と同様のことは、系の大きさや適応度パラメータ (P_r) が異なっても生じることが確認できる。

また、図 20、図 21 から、エントロピー値と平均レイテンシが対称的な関係になっていることが分かる。すなわち、固相領域の発生によりパケットの移動度が低下すると、エントロピー値が低下し、レイテンシが上昇する。系が非輻輳状態にある場合はこの逆のことがいえる。ただし、上記のレイテンシは、パケットが目的地に到着したときの値で測られているため、輻輳の発生がレイテンシの上昇として表れるまでの遅延が大きい。この遅延のために、系が重い輻輳状態にある場合（図 20 の $v = 86$ や図 21 の $v = 170$ の場合）、エントロピー値と平均レイテンシとの対称性が破れているように見える。

図 14 に系の中で固相領域が発生・移動・消滅している例を示しているが、その前後の時間を含むエントロピーの経時変化の様子を図 22 に示す。エントロピー値が大きく安定しているとき、系の内部には固相領域が生じていないことが分かる。固相領域の発生・成長とともに系のエントロピー値が減少する。そして固相領域の消滅にともなって、エントロピーはもとの値に戻っている。

4.4 エントロピーと他の測定可能指標との関係

図 20、図 21 でエントロピーと平均レイテンシの経

時変化の様子を示し、相互に対称的な関係があることを述べた。ここでは、それ以外の関係を検討する。

図 23 は投入通信負荷とエントロピー値の関係を表したグラフである。エントロピー値は、2.4 節で求めたのと同じ方法、すなわち、シミュレーション開始後の 50,000 サイクルを無視し、100,000 サイクルまでの 50,000 サイクルの間に、100 サイクル間隔で ($\Delta t = 100$ サイクル) 測定したエントロピー値の平均を用いている。投入通信負荷が小さいとき、スループットの上昇とともにエントロピー値は漸減する。投入通信負荷が breakdown 値を超えると、前節までに述べたように網中に固相領域が発生し、輻輳状態となり、エントロピー値は急激に低下する。輻輳状態では、適応度 P_r によりエントロピー値が異なっている。 P_r が大きい、すなわち適応度が大きく、パケットの経路を変更する頻度が高いほど、エントロピーを高く保てることが分かる。

図 24 は、投入通信負荷と系内にあるパケットの総数の関係を表している。パケット総数も、エントロピー値と同様に、シミュレーション開始後 50,000 サイクルから 100,000 サイクルまでの間、100 クロック間隔で測定した値の平均を用いている。ここでも、適応度

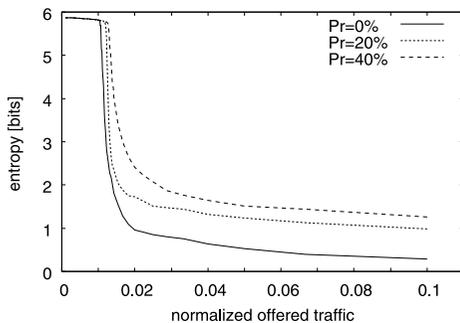


図 23 投入通信負荷対エントロピー
Fig. 23 Offered traffic and entropy.

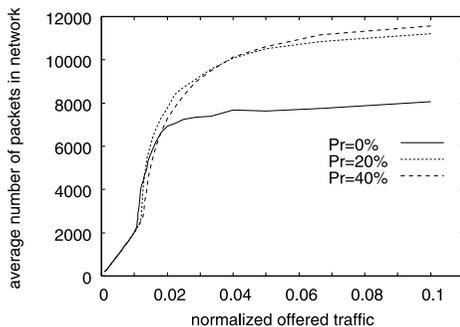


図 24 投入通信負荷対パケット総数
Fig. 24 Offered traffic and the number of packets.

P_r の大小によって、輻輳状態での挙動が変わっていることが分かる。 $P_r = 0$ すなわち適応度ゼロの場合 (決定的ルーティングに相当)、固相領域から離脱し気相領域に行けるパケットが少ないために、パケット総数が少なくなっている。

系内のパケットの総数が多いほどパケットどうして衝突する確率が増し、輻輳状態となりやすいはずである。そこで、系内のパケット総数とエントロピーとの関係を求めた。図 25 に結果を示す。グラフは投入通信負荷をパラメータとして、図 23、図 24 の結果から合成したものである。ここでも、上記と同様に、適応度 P_r が大きいほど系内のパケットが多く (気相領域にもよく分散し)、また、エントロピーを高く保てていることが確認できる。

我々が 4.1 節で定義したエントロピーは、 Δt 時間内のパケットの移動距離 (ホップ数 dh) をもとにして、式 (3) により求めている。パケットの移動ホップ数を、その移動に要した時間で割った値がそのパケットの平均移動速度となる。すなわち、4.1 節のエントロピーはパケットごとの平均速度をもとに計算したものと等価である。

本来の速度は位置を時間微分した値であるが、本論文での評価対象では、そのような厳密な速度を定義することはできない。そこで、シミュレーションの最小時間単位である 1 サイクルを用い、1 サイクル間に進んだ距離をパケットの速度とする。パケットが 1 サイクルの間に進める距離はたかだか 1 である。つまり 1 進むか、そこにとどまるかのいずれかである。このため、系内にある全パケットについて、1 サイクル間に進んだものの割合を求め、その値を系内のパケットの速度 (の平均値) とした。時刻 t でのパケットの速度の平均値と、時刻 t で移動したパケットの割合は等価である。

このようにして求めた系のエントロピーとパケット

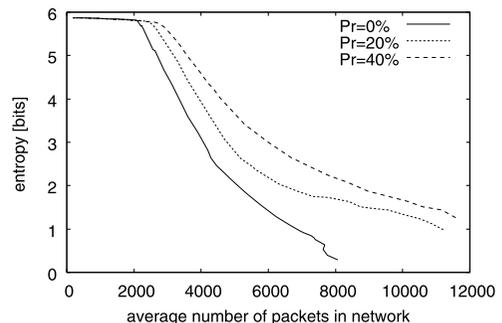


図 25 パケット数対エントロピー
Fig. 25 The number of packets and entropy value.

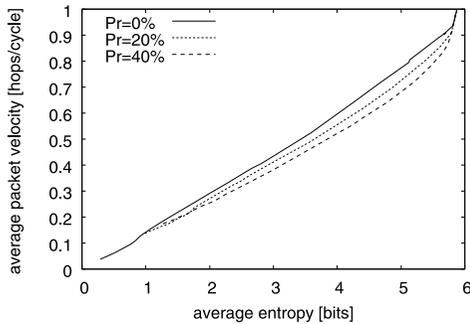


図 26 エントロピー対移動速度

Fig. 26 Entropy and packet mobility.

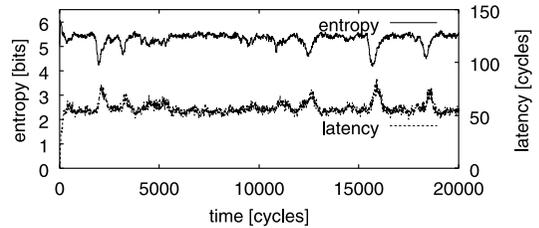
移動速度の平均値との関係を図 26 に示す。適応度 P_r により若干の差異はあるが、エントロピー値と平均移動速度とは、ほぼリニアな関係があると見なすことができる。

結合網の輻輳状態を示すための指標として、スループットやレイテンシを用いることも考えられる。スループットは、一定時間内に配送されたパケットの数を調べることで測定可能であるが、このスループット値は結合網の輻輳状態を一意に表現しない。すなわち、測定されたスループット値が小さいとき、投入転送負荷が低いためのものか、輻輳によるものかを判断できない。一方、レイテンシは前節で述べたようにエントロピーと良好な対称性を持ち、系内の輻輳状態を表現できる。しかし、系に輻輳が発生した結果がレイテンシの増大として計測されるまでに遅延があることが大きな問題となる。たとえば図 20、図 21 において、エントロピー値のピークに対して平均レイテンシのそれが数百サイクル程度遅れていることが容易に確認できる。

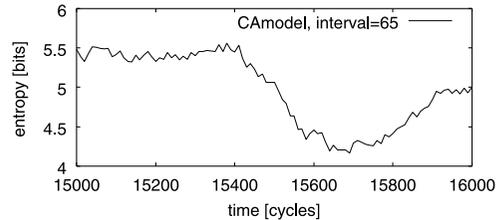
さらに、スループットやレイテンシは、相互結合網の種類や規模、転送方式などによって値が変わる。一方、エントロピーはパケットの移動度をもとに定義されており、相互結合網の種類や規模、転送方式などとは独立であるから、その値の大小をもって一意に系の輻輳の度合いを表現することができる。このためエントロピーは、結合網の輻輳状態を示すための指標として適切である。

5. 相互結合シミュレータとの結果比較

本論文で用いたセルオートマトンのモデルは、現実の相互結合網の方式を大幅に簡略化している。特に、相互結合網ではクロスバスイッチで実現されるものをセルオートマトンモデルでは 1 個のノードセルで表現している点が大きく異なる。すなわちセルオートマトンモデルでは x 軸、 y 軸のうち 1 方向からしかノード



(a) エントロピーの経時変化



(b) (a) の部分拡大

図 27 臨界負荷での挙動：シミュレータ/CA モデル

Fig. 27 Behavior at critical load: simulator with CA model.

セルに進入できないが、相互結合網では x 軸、 y 軸のパケットは互いの進行方向が干渉しない限り同時に進行できる。このため、得られた結果が現実の相互結合網の挙動から乖離したものではないことを検証しておく必要がある。このため、本章では、セルオートマトン・モデルで用いたルーティングアルゴリズム、すなわち、 x 軸、 y 軸方向の転送を単方向に制限する方法でのシミュレーションと、 x 軸、 y 軸方向の転送を制限せずに最短距離で配送する決定的アルゴリズム（次元順ルーティング）との 2 つのルーティング手法により、我々のオリジナルの相互結合網シミュレータ^{13),14)} を用いて評価を行う。

5.1 単方向性転送でのシミュレーション

相互結合網シミュレータに 2.1 節に示したルーティング方法を実装し、シミュレーション評価を行った。ただし、適応度パラメータ P_r は用いずに $P_r = 0$ としている。また、ルータ内でパケット間が衝突した場合は、セルオートマトンの場合と違い signal を用いるのではなく、ルータに先着したパケットを優先して選択する方法をとっている。また、相互結合網シミュレータには、式 (3) の定義に従って系のエントロピーを求める機能と、指定された時刻での各ルータのパケットバッファの状態を画像ファイルの形式で保存する機能を追加している。本評価においても、セルオートマトンでの評価と同様に、100 サイクルを単位としてエントロピーを求めている。

相互結合網シミュレータを使った場合も、セルオートマトンと同様の挙動が観測された。図 27 は、輻輳

状態が出現する下限付近の投入通信負荷（以下、臨界負荷と呼ぶ）において観測された系の時系列挙動を示している．セルオートマトンによる評価に合わせ、サイズ 32×32 、パケットバッファ長 5、パケット長 1 としている．

図 27(a) はエントロピー値とパケットの平均レイテンシの時系列変化を表している．セルオートマトンで観測されたものほど明確に現れていないが、間欠的にエントロピー値が低くなっていることが分かる．また、エントロピー値と平均レイテンシとは対称的な関係にあることが確認できる．輻輳時のエントロピー値がセルオートマトンに比べ大きいのは、パケットバッファのモデル化の差による．

図 27(a) でエントロピー値が低下している箇所の 1 つを拡大したものが図 27(b) である．このときの系内の様子を図 28 に示す．これは各時刻で系内の全パケットバッファについて、保持しているパケットの量を示したものである．濃度の濃い領域ほどパケットが混んでおり、輻輳状態にある．

図 28 から、臨界転送負荷の近辺では、

- (1) 局所的な輻輳状態が発生するがすぐに解消する現象が見られること ($t = 15400$ まで),
- (2) 局所的な輻輳状態が解消しきれない場合に成長し、移動・消滅する現象が見られること ($t = 15500 \sim 15900$),

が分かる．これらのことは、セルオートマトンで得られた結果（図 13, 図 14 参照）と同様であるから、上記の (1), (2) が輻輳の発生・成長に関する本質的な性質であることが分かる．

また、セルオートマトンでの結果（図 13, 図 14）と相互結合網シミュレータの結果（図 28）とを比較することにより、セルオートマトンを用いることで輻輳の発生・成長に関する知見（上記 (1), (2)）を相互結合網シミュレータよりも明確に示せたことが分かる．セルオートマトンで得られた知見をもとに図 28 を説明することは容易であるが、逆に、図 28 のみから上記 (1), (2) の性質を導くことは容易ではない．

5.2 次元順序ルーティングでの評価

前節までの評価は、パケットの転送方向を制限したものであった．現実には、パケットは x 軸, y 軸ともに正・負のどちらの方向にも転送される．このため、前節までに観測された輻輳の発生・拡大や移動の様子とは異なる挙動が得られることが予想される．

実際に上で用いた相互結合網シミュレータを使い、 x 軸, y 軸の転送方向を制限しない次元順序のルーティングアルゴリズムを適用して、同様の評価を行った．

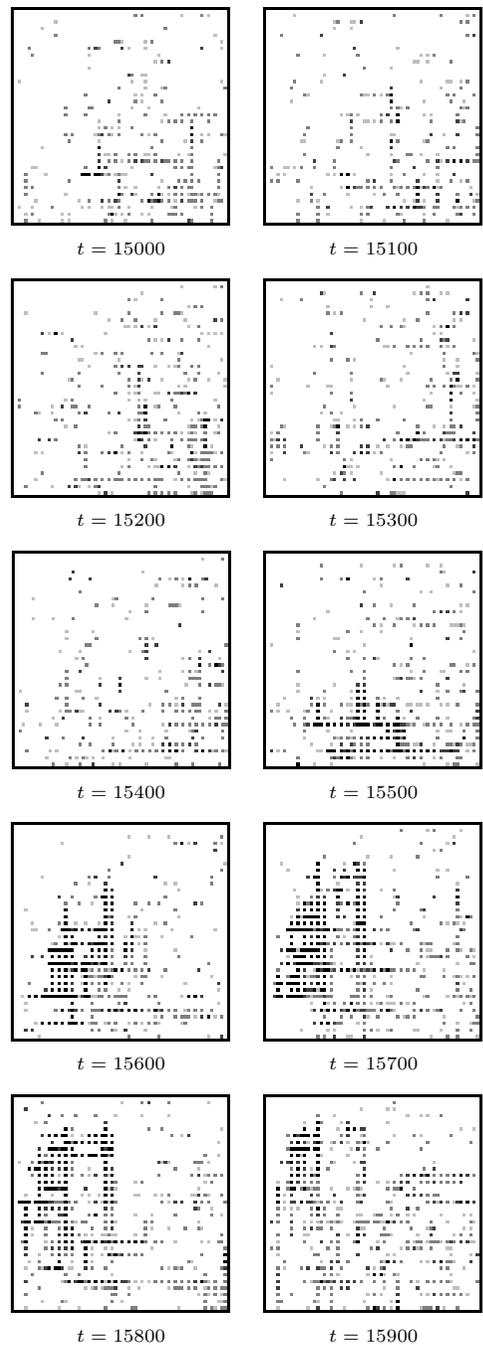


図 28 図 27(b) の各時刻での系のパケットバッファの様子
Fig. 28 Packet buffer snapshots in Fig. 27 case.

輻輳状態が発生する下限付近の投入通信負荷の状況下で観測された結果を図 29 に示す．図 27(a) と同様に、間欠的にエントロピー値が低下する現象が確認された（図 29(a)）．その一部を拡大したものが図 29(b) である．図 29(b) 内の各時刻について、系内のパケット

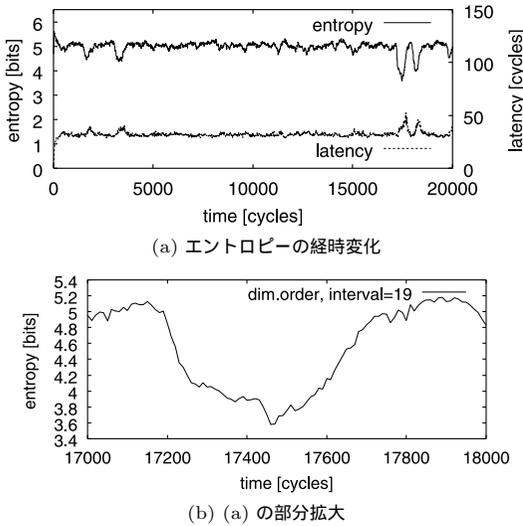


図 29 臨界負荷での挙動：シミュレータ/次元順ルーティング
 Fig. 29 Behavior at critical load: simulator with dimension-order routing.

バッファに含まれるパケットの量を濃淡で表現したものが図 30 である．ここでもやはり，5.1 節で示したのと同じ性質，すなわち，(1) 局所的な輻輳が発生するが多くの場合はすぐに解消すること ($t = 17200$ まで)，(2) 解消しきれない場合に成長し，その後，移動・消滅のプロセスを経ること ($t = 17300$ 以降)を確認することができる．ただし，前節までの評価とは異なり x 軸， y 軸の転送方向を制限していないため，輻輳領域が移動する様子は異なっている．しかし，上記 (1)，(2) のプロセスが確認できること自体は同じであるから，これらを輻輳の発生・成長・消滅に関する本質的な定性的性質として考えることができる．

6. ホットスポット通信での評価

以上では，ランダム通信を前提として系を観測し，輻輳の発生・成長・消滅のプロセスを明らかにしてきた．本章では，偏りのある通信パターンに前章までと同様の評価を行い，本論文での手法の適用性を明らかにする．ここでは，一定割合のパケットが特定の送信先に送られるホットスポット通信を用いる．本論文では，5%のパケットが系の中央のノード (32×32 サイズの系で，ノード (16, 16)) に送られるものとした．他の 95%のパケットは，前章までの評価と同様，送信先ノードがランダムに選ばれる．

セルオートマトンの臨界負荷での挙動を図 31 に示す．また，図 32 は 5.1 節での評価と同様に求めたシミュレータでの評価結果である．各図，(a) がエントロピー値と平均レイテンシの経時変化を示すグラフで

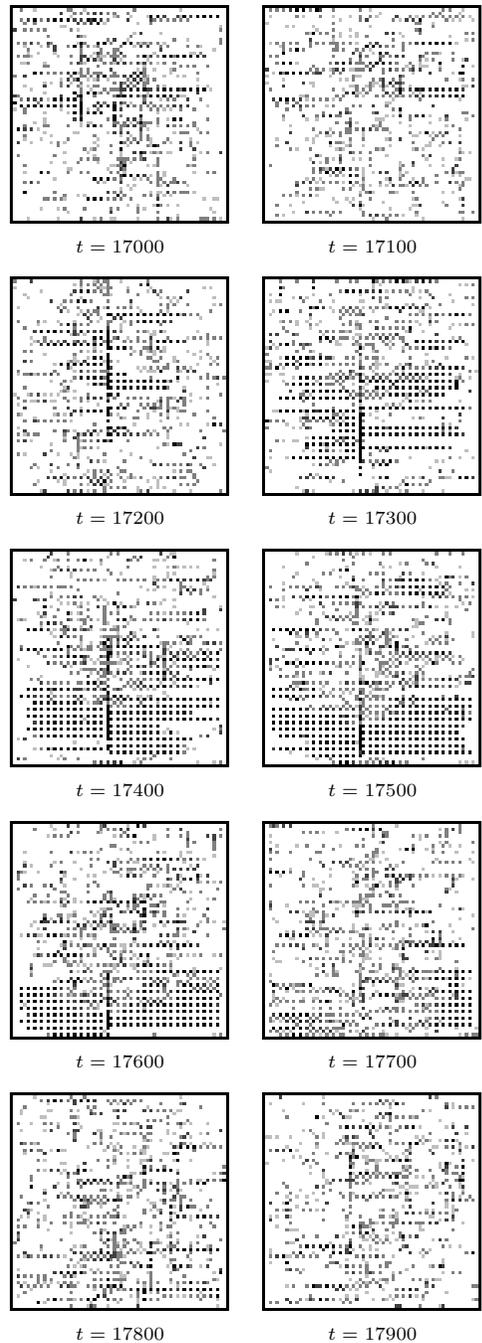
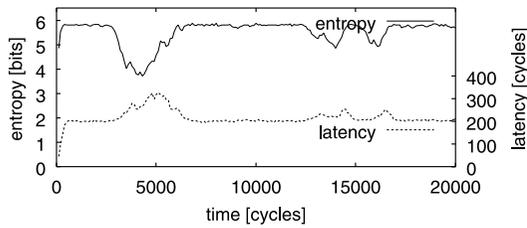
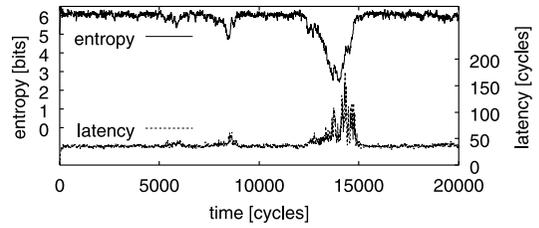


図 30 図 29 (b) の各時刻での系のパケットバッファの様子
 Fig. 30 Packet buffer snapshots in Fig. 29 case.

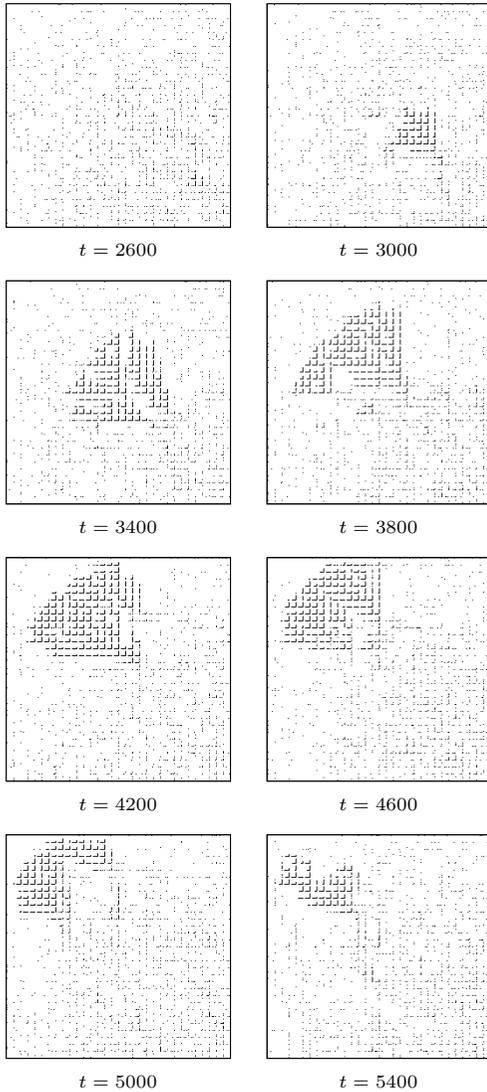
ある．(b) は図 13，図 27 と同様に，エントロピー値が減少しているときの系内の輻輳の状況を表している．これらの図から，ランダム通信パターンでの評価と同様に，エントロピー値と平均レイテンシが対称の関係にあること，エントロピー値が小さいとき系が輻輳



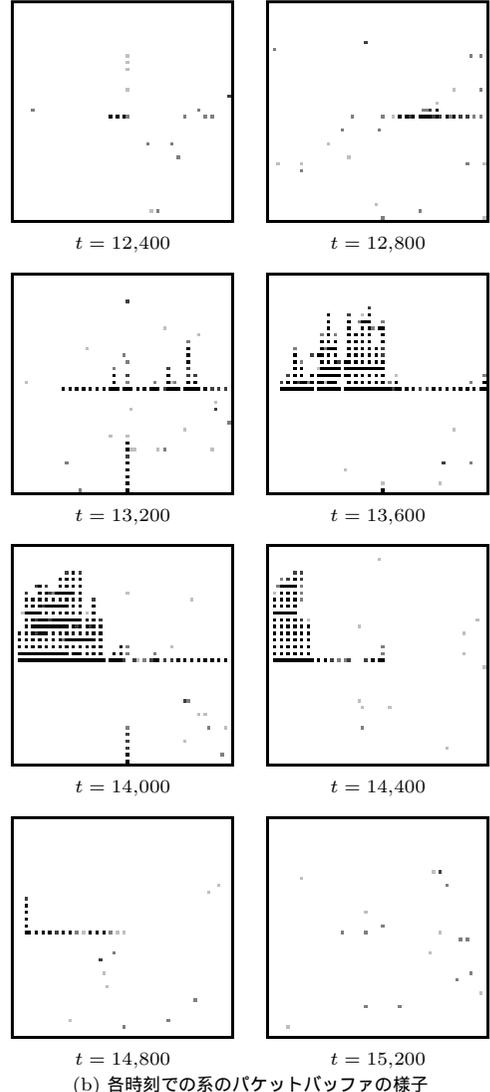
(a) エントロピーの経時変化



(a) エントロピーの経時変化



(b) 各時刻での系の状態



(b) 各時刻での系のパケットバッファの様子

図 31 臨界負荷での挙動：セルオートマトン（ホットスポット通信）
Fig. 31 Behavior at critical load: CA (hot-spot traffic).

図 32 臨界負荷での挙動：シミュレータ/CA モデル（ホットスポット通信）

Fig. 32 Behavior at critical load: simulator with CA model (hot-spot traffic).

状態にあること、また、ランダム通信と同様の輻輳パターンが生じていることが確認される。ただし、通信の偏りによって 32×32 の系内で $x = 16, y = 16$ の位置にあるセルとその周辺で特異な挙動を生じてい

る。図 31 (b) では、系の中央部付近で輻輳が発生している。ランダム通信の場合は左下方で発生していた。図 32 (b) では、 $x = 16, y = 16$ の位置に線状の輻輳

が観測されている。また、図 32 (a) のエントロピー値は、輻輳状態のときに図 27 (a) よりも小さくなっており、ホットスポット通信のように偏りのある通信状況では、影響がより鋭敏に現れることが分かる。

以上のように、セルオートマトン・モデルとシミュレータでは、モデル化の違いに起因する差異は生じるものの、5.1 節で示した本質的な部分の挙動は両者で変わらないといえる。すなわち、(1) 局所的な輻輳状態が発生するが多くの場合すぐに解消するが、(2) 解消しきれない場合には成長し、移動・消滅のプロセスをたどる。

7. 関連研究

本論文の一義的な目標は、相互結合網に発生する輻輳のメカニズムを明らかにすることで、輻輳に対する耐性を備えた相互結合網の検討につなげることにある。1 章で述べたように、既往の相互結合網の研究の多くは非輻輳領域を対象にしており、輻輳のメカニズムまでを含めて論じている例は少ない。

輻輳状態の発生により相互結合網の転送能力は著しく低下する。逆に、輻輳の発生を抑制する制御が可能ならば、効率良く相互結合網を使用することができる。こうした観点から、文献 3) では、間接多段網の中をパケットが通過する経路に偏り (hot-spot) が生じ、その偏りの箇所を起点として樹状飽和 (tree saturation) が連鎖的に発生するメカニズムを解明し、メッセージ数を抑制する combining 手法を提案している。しかし文献 3) での議論は、輻輳領域のメカニズムの解明よりも combining 手法に力点が置かれており、本論文で行ったほどの深い議論はなされていない。

また、輻輳の発生を抑制する観点の研究として、計算ノードからのパケットの投入を制限する手法がある。これらは、injection limitation あるいは throttling と呼ばれている。最近の研究では、López らの DRIL¹⁵⁾、Thottethodi らの手法¹⁶⁾、Obaidat らによる CLIC¹⁷⁾ などがある。たとえば Thottethodi らは、パケットバッファに含まれるパケットの量と輻輳状態の発生との関係に着目した throttling の手法を提案している。パケット量が一定レベル以下であれば、系は輻輳状態にならず、投入転送負荷に見合った転送性能が得られるが、閾値を超えると輻輳状態に陥る性質がある。この閾値は実行アプリケーションなどによって変わることから適応的な方法でこの閾値を求め、閾値以上のとき計算ノードからのパケット投入を抑制する。これにより輻輳が発生しない最大の転送性能が得られる状態で相互結合網を使おうとしている。

また Räckle は輻輳発生の抑制を目的として、系内に通信負荷が分散するように通信経路 (バーチャルサーキット) の選択方法を決めていくフレームワークを提案している¹⁸⁾。ここではアプリケーションが持つ通信構造を木構造をベースとして表現し、その通信構造を実トポロジに重畳してマップしたときの各リンクのバンド幅の消費状況を見積もり、最適な通信経路を選ぶものである。

上記の研究は、輻輳の発生を避けるための手法を論じており、輻輳が発生し系内に拡大していくメカニズムに関しては議論されていない。

また本論文に関連する研究として、セルオートマトンによる交通流のシミュレーションがあげられる^{11), 12), 19) ~ 27)}。本論文では Sakakibara¹¹⁾ らによるモデル化手法を、相互結合網に適用した形で評価を行っている。交通流のシミュレーションと、相互結合網のそれとの大きな差異は、仮想チャネルの存在である。交通流では、たとえば自動車を配置し、通行させるための道路をモデル化する。さらに、物理シミュレーションでよく用いられる周期的境界条件を用いる。周期的境界条件の下では、たとえば系内で右側に進行している対象物が右端を越えて進行したら、次の時間には左端の対応する箇所に現れる。ここでは、対象物の相互の干渉によって生じるデッドロックに関してまったく考慮されていない。これに対して、相互結合網ではデッドロックを防止できる転送手法を前提にする場合が多く、本論文でもデッドロックフリーのアルゴリズムをベースにしている。

交通流のシミュレーションでは、たとえば文献 11) で輻輳状態の発生によりスループットがゼロになる状況が報告されている。これは、対象物がブロックしあうことによる依存関係が、系内にわたりサイクルをなしており、デッドロックが発生していることを意味している。実際、文献 20) ~ 23) などでは対象物の移動が著しく停滞している様子が、「自己組織化」の例として示されている。これは、相互結合網の評価を行おうとする本論文での観点によれば、デッドロックが発生している状況にほかならない。

さらに文献 11), 12) などでは、交通流のシミュレーション結果を情報通信網の挙動解析に適用する旨が示唆されている。2 次元セルオートマトンによる交通流のシミュレーションでは、縞状の渋滞領域が自己組織化される様子が報告されている。しかし、相互結合網を対象としデッドロックの防止策を加えた場合の挙動は、交通流の場合に得られる縞状のものとは大きく異なり、本論文で前章までに示したように塊状であり、

しかも発生・成長・移動・消滅のプロセスをたどることが大きく異なっている。すなわち、交通流の評価により得られた知見をそのまま相互結合網に適用するのは適切でない。

Renらは文献28)において、1次元のトポロジで単方向通信を行うネットワークをセルオートマトンによりモデル化し、輻輳の様子を時系列に示すとともに、パケット密度を高めると全体のスループットが飽和することを示している。ここでは1次元にまで単純化しているため、本論文で得られた輻輳領域の挙動を1次元での結果の外挿により考えることはできない。

本論文で扱っている相互結合網は、多数の要素(ルータ)によって構成されるシステムである。個々の要素は比較的単純な振舞いをするが、それが多数集合することで、全体として複雑系をなすものと考えることができる。このような複雑なシステムの挙動を、熱力学的なアプローチにより解析的に解明しようとする試みはたとえば深尾により論じられている²⁹⁾。本論文で解明した輻輳の発生・成長の機構は、文献29)や複雑系を対象とした統計力学でいうところの「自己組織化」に相当するものである。

また福田による解説³⁰⁾では、インターネットのトラフィックを相転移という統計物理的な観点からモデル化することが示されている。インターネットの挙動はユーザ個人個人の行動によるものであり、本論文で対象としている並列計算システムでの個々の演算ノードの挙動の様子とは異なるため、同列に論じることができない。しかし、輻輳により相転移を生じることは共通している。

本論文では、一部で熱力学の考えを導入しエントロピーを定義することで輻輳状態を定量的に表現したが、基本的にはセルオートマトンモデルにより実験的に挙動を解明しようとしたものである。今後は、必要に応じて理論的な側面からの検討も必要であろう。

8. おわりに

相互結合網はこれまでトポロジ、フロー制御、ルーティング方式などを中心として、低レイテンシかつ高スループットの方式を求めて改善がなされてきた。しかしその一方で、相互結合への投入通信負荷が高まり、一定の閾値を超えると系全体が輻輳状態に陥り、全体の転送性能が著しく低下する現象に関しては、深い議論がなされないままであった。

我々は先行研究^{13),14),31),32)}において、輻輳領域を避けるための広域的な制御手法を提案した。この方式によれば既往方式に比べ輻輳への耐性を強化できるこ

とを示せたが、系全体が輻輳している状況では十分な効果をあげることが難しかった。系全体が輻輳状態に陥っている状況では、ルーティング方式等により性能を改善するには限界がある。そこで、輻輳の発生を回避できる範囲内で最大の転送性能を引き出すための議論が必要である。しかし、発生・拡大の詳細なメカニズムが未解明のまま、輻輳の発生を回避する方式を論じることができない。そのため本論文では、セルオートマトンを用いることで相互結合網をできる限り単純化したモデルを生成し、輻輳の発生・成長の本質的なメカニズムを解明した。

ルーティングアルゴリズムと、デッドロック防止のための仮想チャネルの使用方法によって、パケットの存在密度に偏りが生じ、パケット存在密度の高い部分から確率的に小規模な輻輳が生じる。全体のパケット密度が低い場合、小規模な輻輳は時間経過とともに解消するが、パケット密度が高い場合には当初局所的であった輻輳が周辺のパケットを巻き込んで拡大していき成長する。輻輳している部分ではパケットの移動度が低下しているために、パケットの拡散による規模の縮小速度よりも、新たなパケットが輻輳によりブロックされ、その結果輻輳領域が広がる拡大速度のほうが大きいのである。

この結果、 x 軸、 y 軸各々で正の方向のみに転送方向を制限した本論文のセルオートマトンでは、 $1/4$ 円の扇状の輻輳領域が観測された。この領域は、生成からしばらく規模を連鎖的に拡大していくが、境界部分で行われるパケットの放出と吸収の速度が釣り合う状態に達すると、大きさを変えない定常状態となる。この間、パケット転送の単方向性のために、輻輳領域は徐々に移動していく。そして系の縁の部分に達するとそれ以上のパケットの吸収がなくなり放出するだけとなるために、移動しなくなり、規模を縮小していく。系全体のパケット密度が高くない場合には、そのまま輻輳領域は消滅する。系への投入通信負荷が大きく、パケット密度が高い状態では、輻輳領域が縮小し消滅する前に、別の箇所新たな輻輳が発生し、成長していく。

このような輻輳の発生・成長の様子を定量的に表現するため、熱力学から発想を得たエントロピーを定義し、系の輻輳状況とエントロピーの時系列変化を調べた。輻輳領域が発生する下限付近での投入転送負荷では、輻輳領域が間欠的に発生する。エントロピー値の時系列変化は、こうした輻輳領域の発生を表現している。また、本論文で定義したエントロピーは、パケットの一定時間内の移動をもとに算出している。この

ため、エントロピー値の変化は、系内のパケットの平均レイテンシの変化に直接結び付いている。このことも、セルオートマトンによる評価で明らかにした。

さらに本論文では、相互結合網シミュレータを用いて、輻輳発生の下限近くの投入通信負荷での網の挙動を詳細に調べることにより、セルオートマトンでの評価で観測された事象が実際の相互結合網でも同様に発現することを示した。セルオートマトンを用いることで得られた輻輳の発生・成長に関する知見は、本論文で扱った2次元トーラスと同様に均質な構成を持つ直接網に適用できるものと期待できる。

相互結合網は、輻輳を生じない投入転送負荷の下で最大の性能が得られることが分かっている。今後、本論文により得られた知見をもとにして、輻輳の発生をうまく制御し相互結合網の性能を最大限に引き出す手法へと発展させたい。

謝辞 本研究は、一部日本学術振興会科学研究費補助金(基盤研究(B)14380135,同(C)16500023,若手研究(B)17700047)の援助による。

参 考 文 献

- 1) Duato, J., Yalamanchili, S. and Ni, L.: *Interconnection Networks: An Engineering Approach*, Morgan Kaufmann Pub. (2003).
- 2) Dally, W.J. and Towles, B.: *Principles and Practices of Interconnection Networks*, Morgan Kaufmann Pub. (2004).
- 3) Pfister, G.F. and Norton, V.A.: 'Hot-Spot' Contention and Combining in Multistage Interconnection Networks, *IEEE Trans. Comput.*, Vol.C-134, pp.943-948 (1985).
- 4) Toffoli, T. and Margolus, N.: *Cellular Automata Machines: A New Environment for Modeling*, MIT Press (1987).
- 5) Wolfram, S. (Ed.): *Theory and Applications of Cellular Automata*, World Scientific Publishing (1986).
- 6) Gutowitz, H. (Ed.): *Cellular Automata: Theory and Experiment*, MIT Press (1991).
- 7) Poundstone, W. (著), 有澤 誠 (訳): *ライフゲームの宇宙*, 日本評論社 (1990).
- 8) Doolen, G.D. (Ed.): *Lattice Gas Methods: Theory, Applications, and Hardware*, MIT Press (1991).
- 9) 加藤恭義, 光成友孝, 築山 洋: *セルオートマトン法—複雑系の自己組織化と超並列処理*, 森北出版 (1998).
- 10) 森下 信: *セルオートマトン—複雑系の具象化*, 養賢堂 (2003).
- 11) Sakakibara, T., Honda, Y. and Horiguchi, T.: Effect of obstacles on formation of traffic jam in a two-dimensional traffic network, *Physica A*, Vol.276, pp.316-337 (2000).
- 12) Honda, Y. and Horiguchi, T.: Self-Organization in For-Direction Traffic-Flow Model, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.69, No.11, pp.3744-3751 (2000).
- 13) 横田隆史, 西谷雅史, 大津金光, 古川文人, 馬場敬信: 大域的な情報を用いる相互結合網方式 Cross-Line, *情報処理学会論文誌：コンピューティングシステム*, Vol.46, No.SIG16 (ACS12), pp.28-42 (2005).
- 14) Yokota, T., Nishitani, M., Ootsu, K., Furukawa, F. and Baba, T.: Cross-Line — A Globally Adaptive Control Method of Interconnection Network, *Proc. International Symposium on High Performance Computing 2005 (ISHPC-VI)* (2005).
- 15) López, P., Martínez, J.M. and Duato, J.: DRIL: Dynamically Reduced Message Injection Limitation Mechanism for Wormhole Networks, *Proc. 1998 International Conference on Parallel Processing*, pp.535-562 (1998).
- 16) Thottethodi, M., Lebeck, A.R. and Mukherjee, S.S.: Self-Tuned Congestion Control for Multiprocessor Networks, *Proc. 7th International Symposium on High-Performance Computer Architecture (HPCA'01)*, pp.107-118 (2001).
- 17) Obaidat, M.S., Al-Awwami, Z.H. and Al-Mulhem, M.: A new injection limitation mechanism for wormhole networks, *Computer Communications*, Vol.25, pp.997-1008 (2002).
- 18) Räcke, H.: Minimizing Congestion in General Networks, *Proc. Annual Symposium on Foundations of Computer Science*, pp.43-52 (2002).
- 19) Fukui, M. and Ishibashi, Y.: Evolution of Traffic Jam in Traffic Flow Model, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.62, No.11, pp.3841-3844 (1993).
- 20) Nagatani, T.: Effect of Jam-Avoiding Turn on Jamming Transition in Two-Dimensional Traffic Flow Model, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.63, No.4, pp.1228-1231 (1994).
- 21) Nagatani, T.: Self-Organized Criticality and Scaling in Lifetime of traffic Jams, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.64, No.1, pp.31-34 (1995).
- 22) Nagatani, T.: Self-Organization in 2D Traffic Flow Model with Jam-Avoiding Drive, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.64, No.4, pp.1421-1430 (1995).
- 23) Tadaki, S. and Kikuchi, M.: Self-Organization in a Two-Dimensional Cellular Automaton Model of Traffic Flow, *Journal of the Physical*

Society of Japan, Vol.64, No.12, pp.4504–4508 (1995).

- 24) Wang, B.H. and Hui, P.M.: One-Dimensional Traffic Flow Problems: A Microscopic Approach, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.66, No.5, pp.1238–1241 (1997).
- 25) Fukui, M. and Ishibashi, Y.: Self-Organized Phase transitions in Cellular Automaton Models for Pedestrians, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.68, No.8, pp.2861–2863 (1999).
- 26) Mitarai, N. and Nakanishi, H.: Convective Instability and Structure Formation in Traffic Flow, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.69, No.11, pp.3752–3761 (2000).
- 27) Lee, K., Hui, P.M., Wang, B.-H. and Johnson, N.F.: Effects of Announcing Global Information in a Two-Route traffic Flow Model, *Journal of the Physical Society of Japan*, Vol.70, No.12, pp.3507–3510 (2001).
- 28) Ren, Z., Deng, Z. and Sun, Z.: Cellular automaton modeling of computer network, *Computer Physics Communications*, Vol.144, pp.243–251 (2002).
- 29) 深尾 毅：分散システム論—熱力学的システム論，昭晃堂 (1987).
- 30) 福田健介：ネットワークトラフィックの自己相似性とその生成モデル，情報処理，Vol.45, No.6, pp.603–609 (2004).
- 31) 西谷雅史，絵面 聡，横田隆史，古川文人，大津金光，馬場敬信：動的な情報を用いたルーティングアルゴリズム Cross-Line の検討，情報処理学会研究報告，Vol.2004, No.20, pp.7–12 (2004).
- 32) Nishitani, M., Ezura, S., Yokota, T., Ootsu, K. and Baba, T.: Preliminary Research of a Novel Routing Algorithm Cross-Line Using Dynamic Information, *Proc. 16th IASTED International Conference on Parallel and Distributed Computing and Systems (PDCS 2004)*, pp.107–112 (2004).

(平成 17 年 10 月 3 日受付)

(平成 18 年 2 月 9 日採録)



横田 隆史 (正会員)

1983 年慶應義塾大学工学部電気工学科卒業。1985 年同大学院電気工学専攻修士課程修了。同年三菱電機(株)に入社，中央研究所，先端技術総合研究所，産業システム研究所に所属。主席研究員。1993 年 12 月から 1997 年 3 月まで新情報処理開発機構 (RWCP) に出向。2001 年 4 月より宇都宮大学工学部助教授。計算機アーキテクチャ，設計方法論等の研究に従事。工学博士。ICCD Outstanding Paper Award (1995)，FPGA/PLD Design Conference 審査委員特別賞 (2002)，PDCAT Outstanding Paper Award (2005) 各受賞。電子情報通信学会，IEEE 各会員。



大津 金光 (正会員)

1993 年東京大学理学部情報科学科卒業。1995 年同大学院修士課程修了。1997 年同大学院博士課程退学，同年より宇都宮大学工学部助手となり現在に至る。計算機システムの高性能化に関する事，特にマルチスレッドアーキテクチャ，バイナリ変換処理，実行時最適化等に興味を持つ。



古川 文人 (正会員)

1998 年宇都宮大学工学部情報工学科卒業。2000 年同大学院博士前期課程修了。2003 年同大学院博士後期課程修了。同年 4 月より宇都宮大学ベンチャー・ビジネス・ラボラトリー非常勤研究員。2005 年 4 月より帝京大学ラーニングテクノロジー開発室助手。博士 (工学)。高性能計算機システム，授業改善のためのラーニングテクノロジーに関する研究に従事。



馬場 敬信（正会員）

1970年京都大学工学部数理工学科卒業．1975年同大学院博士課程単位取得退学．同年より電気通信大学助手，講師を経て，現在宇都宮大学工学部教授．工学博士．1982年より1年間メリーランド大学客員教授．計算機アーキテクチャ，並列処理等の研究に従事．1992年情報処理学会 Best Author 賞，PDCS2002 国際会議 Best Paper Award 等受賞．著書 “Microprogrammable Parallel Computer”（MIT Press），『コンピュータアーキテクチャ（改訂2版）』（オーム社），『コンピュータのしくみを理解するための10章』（技術評論社）等．電子情報通信学会，IEEE 各会員．
