

Title	通信網経路選択問題における階層型分散探索について
Author(s)	有我, 洋樹
Citation	
Issue Date	1998-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	<a href="http://hdl.handle.net/10119/1111">http://hdl.handle.net/10119/1111</a>
Rights	
Description	Supervisor:平石 邦彦, 情報科学研究科, 修士

# 修士論文

## 通信網経路選択問題における階層型分散探索について

指導教官 平石邦彦 助教授

北陸先端科学技術大学院大学  
情報科学研究科情報システム学専攻

有我 洋樹

1998年2月13日

# 目次

<b>1</b>	<b>研究の背景・目的</b>	<b>1</b>
1.1	背景・特色	1
1.1.1	波及型探索	2
1.1.2	マルチエージェント探索	3
1.1.3	通信経路選択問題と分散探索	4
1.2	目的	8
<b>2</b>	<b>階層型分散探索</b>	<b>9</b>
2.1	階層型分散探索の特徴	9
2.1.1	経路選択と情報交換	11
2.1.2	通信制御	14
2.1.3	アルゴリズム	15
<b>3</b>	<b>階層型分散探索の設定・解析</b>	<b>18</b>
3.1	通信量の定義	18
3.1.1	呼の生起と終了	18
3.1.2	トラフィック量と呼量	19
3.2	解析モデルの表記	19
3.3	$M/M/1(m = \infty)$ 待ち行列による解析	20
3.3.1	階層型分散探索の通信トラフィック解析	22
3.4	ポイントノード設定の解析	25
3.4.1	解析におけるパラメータ	26
3.4.2	ポイントノード数 0	27

3.4.3	ポイントノード数 1	36
3.4.4	ポイントノード数 2	38
3.4.5	ポイントノード数 3	40
3.4.6	ポイントノード数 4	44
3.4.7	結論	45
<b>4</b>	<b>実験</b>	<b>47</b>
4.1	実験方法	48
4.1.1	システム環境	48
4.1.2	実験パターン	48
4.1.3	動作・評価方法	50
4.2	実験結果	51
4.2.1	平均伝達速度	51
4.2.2	平均混雑度	52
<b>5</b>	<b>評価・考察</b>	<b>57</b>
	参考文献	59
<b>A</b>	<b>ポイントノード設定解析の詳細</b>	<b>61</b>
A.1	ポイントノード数 1	61
A.2	ポイントノード数 3	68

# 第 1 章

## 研究の背景・目的

### 1.1 背景・特色

従来の人工知能研究において問題解決を探索として定式化したように，分散問題解決を分散探索として定式化を試みる研究がある [1][2][3][4]．問題解決は状態空間グラフにおける初期状態から目標状態への探索として定式化され，各エージェントは状態空間グラフの部分グラフのみが探索可能であると定義している．したがって，単一エージェントの探索能力を越えるような問題が与えられた場合，複数のエージェントが協力して問題を解決する必要がある．また，探索問題には，探索過程において状態空間グラフのリンクコストが変化しない静的問題と動的に変化する動的問題が取り上げられている．

分散問題解決の特徴は次の 4 つにまとめられる．

- エージェント ( 解決器 ) は複数存在する．
- エージェントの結合は疎結合である．
- 最初に与えられる初期状態は単一で，すべてのエージェントに共通である．ただし，問題解決の過程で問題が分解されて複数の問題が存在するかもしれない．
- 初期状態が単一のエージェントにより解決されることはなく，複数のエージェントによる協調的な関与が必要である．

分散問題解決には，複数ロボット計画 [5] などの分散計画型問題，DVMT(Distributed Vehicle Monitoring Testbed)[6] などの分散解釈型問題，旅行経路探索や通信網経路探索 [7] などの分散探索型問題の 3 つの主要な応用領域がある．

また，分散探索の主な特徴は次の 3 つにまとめられる．

- 複数のエージェントにより，並列的に実行される．
- 複数のエージェントが協調することで，より効率的な探索が見込まれる．
- エージェント間の通信にコストがかかるため，多量の情報交換は全体の性能を低下させる．

代表的な分散探索としては，波及型探索 (diffusing search) [1][8][9] とマルチエージェント探索 (multiple agents search)[10][11] がある．

### 1.1.1 波及型探索

波及型探索は問題が状態空間グラフとして与えられ，その部分グラフ (探索可能領域) が複数のエージェントに分散して存在する場合に，エージェントの協力により初期状態から目標状態までの解経路を系統的に求める分散探索手法である．前提として，状態空間グラフのいずれの部分グラフも，システムを構成するいずれかのエージェントの探索可能領域に含まれるとする．また，複数のエージェントの探索可能領域に含まれている状態のことを接続状態と呼び，各エージェントはどのエージェントと接続状態を共有しているか既知であるとする．

波及型探索は初期状態を探索可能領域に含むエージェントに探索依頼メッセージが送られることにより開始される<sup>1</sup>．探索依頼メッセージを受け取ったエージェントはその初期状態がまだ発見されたものでなければ開状態に加える．各エージェントは開状態集合が空でない間，探索戦略にしたがって探索を探索可能領域内で実行する．接続状態を発見した場合，それから先の探索を探索依頼メッセージを用いて，その状態を共有しているエージェントに依頼する．そして，いずれかのエージェントが目標状態を発見すると解発見メッセージを送信し，すべてのエージェントの探索を停止させる．

波及型探索では，探索が初期状態を探索可能領域に持つエージェントから他のエージェントへと徐々に波及していき，並行して探索が行なわれることにより探索の並列性が向上する．一方で，探索が多数のエージェントに波及するにつれ，探索依頼メッセージが増加し，通信オーバーヘッドが大きくなるが，通信はリンクを通して行なわれない．また，波及

<sup>1</sup> 目標状態はすべてのエージェントで既知と仮定する．

型探索が解決の対象とする探索問題は静的問題である．そのため，動的問題を対象とし，解の品質<sup>2</sup>が問われるような問題には有効ではない．

### 1.1.2 マルチエージェント探索

マルチエージェント探索は，RTA\*(Real-Time A\*)[12] の解の品質を改善するための先読み深さの増大による計算量の指数的增长を，エージェント数の増大により計算量の増加を線形的に改善する探索手法である．

これまで，人工知能が対象とする試行錯誤が伴うような非決定的問題解決のための基本的な解決手法として，これまでに様々な探索手法が研究され，A\*などのヒューリスティック探索手法が提案された [13]．A\*は最適解を保証するが，計算量は問題の大きさ（ノード数）に応じて指数的に増加する [14]．これに対して，RTA\*は最適解は保証できないが，先読み探索と移動を交互に行なうことにより計算量は改善され，解の長さに対して線形となる．しかし，解の品質を改善するためには先読み深さを増大せねばならず，その計算量は先読み深さに対して指数的に増加する．マルチエージェント探索の視点から見ると，A\*は目標状態に至る経路をあらかじめ求めてから移動を行なうオフライン，RTA\*は先読み探索と移動を交互に行なうオンラインの単一エージェント探索と考えることができる．

マルチエージェント探索では，各エージェントは自律的に先読み深さ 1 で RTA\*を実行する．エージェントが探索過程で分岐に遭遇し，各々の経路が同等に最適である場合には，エージェントはランダムに経路を選択する．問題の解決は，エージェントが初期状態から移動を開始し，目標状態へ到達することにより成される．したがって，エージェント数を増大させれば，確率的に解の品質は改善される．しかし，マルチエージェント探索におけるエージェント間通信は，すべてのエージェントが訪れた状態を格納しておく共通のハッシュ表を用いて行なっており，複数エージェントによる通信のオーバーヘッドはない．また，波及型探索と同様，解決の対象とする探索問題は静的問題であり，動的問題を対象とし，解の品質が問われるような問題には有効ではない．

<sup>2</sup>状態空間探索問題の解法の評価基準は次の 2 種類である [4]．

- 解の品質：得られる解のコストの和．
- 探索のコスト：解を得るために必要な労力．解を得るまでに探索されたノード数がよく用いられる．

### 1.1.3 通信網経路選択問題と分散探索

#### 通信網経路選択問題

通信網経路選択問題は，分散問題解決における動的な分散探索型問題の代表例であり，その構成は次の通りである．また，図 1.1 には通信網の例を示す．

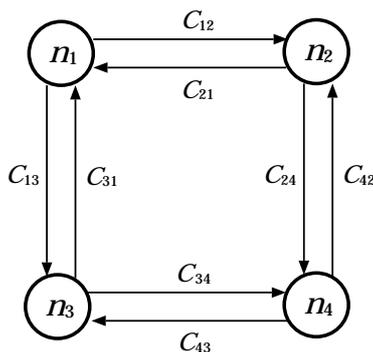


図 1.1: 通信網

- 通信ノードの集合  $N (\neq \emptyset)$  ( $N$  は有限) と通信リンクの集合  $L (\subseteq N \times N)$  から構成される疎結合なグラフ  $\langle N, L \rangle$  である．ただし，通信リンクは双方向である．
  - 各通信ノードはランダムにメッセージ (大きさは一定) を発生する．
    - \* メッセージを受け取った場合には，その送信元の通信ノードへ受信確認メッセージを発生させる．
    - \* メッセージの宛先は一つの通信ノードである．
- 通信リンクのコスト  $w_k (\geq 0)$  は，その混雑度を表す通信遅延である．ここでの混雑度とは，メッセージの個数を表す．また，各々の通信リンクの混雑度は異なってもよい．

この問題の目的は，各通信ノードで発生するメッセージをその宛先の通信ノードまでに，できるだけ通信遅延の少ない経路で伝えることである．また，通信リンクに流入する通信量に応じて通信遅延は変化するので，この問題は動的問題のひとつといえる．

## 分散探索

通信経路選択問題を分散探索により解決する場合、通常、単一の通信エージェントが1つの通信ノードとその通信ノードに接続されている通信リンクのみを管理する。ここでの管理とは、次の内容を意味する。

- 通信リンクや通信ノードからのメッセージの到着・生成監視。
- メッセージのスイッチング。
- 通信リンクの通信遅延監視。

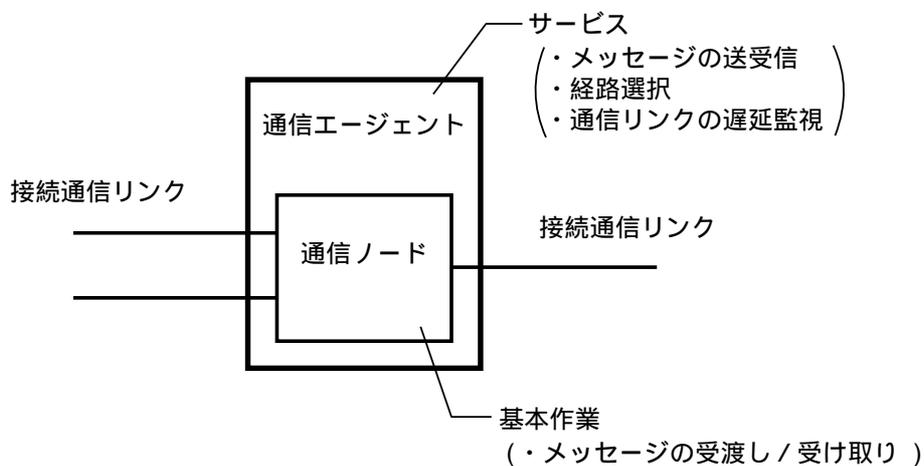


図 1.2: 通信エージェントによる管理

つまり、通信エージェントは、通信ノードと通信リンクから到着するメッセージを送受信し、そのための経路選択や通信リンクの遅延監視をする。そのため、通信ノードは、発生したメッセージを管理している通信エージェントに受け渡し、自分宛のメッセージはこれから受け取るだけの処理をするだけで良い。つまり、エージェント管理は、通信ノードにおけるサービスと基本作業を分離することで、より高度なサービスの実現を試みるものである。そして、このエージェント管理を個々の通信ノードで分散して実現することが分散探索（または分散管理）である。

また、各通信エージェントは、自らが管理する通信リンクの遅延情報テーブル  $T_1$  と管理していない通信リンクの遅延情報テーブル  $T_2$  を持ち、これらを経路選択に利用する。

経路選択と情報交換 通信エージェント  $i$  が管理している通信ノードを  $n_i$  とし,  $n_i$  においてメッセージが発生した場合, 通信エージェント  $i$  は, 次を満たす  $n_i$  に隣接する通信ノード  $n_j$  経由の経路選択をする.

$$\min_{j \in A(i)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\} \quad (1.1)$$

ここで,  $A(i)$  は通信エージェント  $i$  に隣接する通信エージェントの集合を表す.

(1.1) 式の第 1 項は管理している通信ノード  $n_i$  から隣接ノード  $n_j$  までの通信コストであり, 第 2 項は隣接ノード  $n_j$  から宛先の通信ノード  $n_g$  までの通信コストである. 第 1 項は測定可能であり, 正確な値を遅延情報テーブル  $T_1$  に保持している. 第 2 項は推測値であり, その値は遅延情報テーブル  $T_2$  に保持している. つまり, 経路選択は隣接する通信ノード  $n_j$  まで行ない, それから宛先までの経路選択は  $n_j$  を管理する通信エージェント  $j$  に委ねることで, 通信遅延の動的な変化に対応する.

また, 経路選択では推測値を用いるから, 通信エージェント間で推測に必要な遅延情報を交換する必要がある. 遅延情報の交換は, 管理している通信リンクの測定値が遅延情報テーブル  $T_1$  と異なる場合,  $T_1$  を更新し, 他のすべての通信エージェントにこの値を送信する. この遅延情報を受信した通信エージェントは, 管理していない通信リンクの遅延情報テーブル  $T_2$  に反映させる. 従来方法としては, ある一定周期で交換する方法や閾値を用いる方法 [7] がある.

例えば, 図 1.1 の通信網の状況について考える (図 1.3 参照).

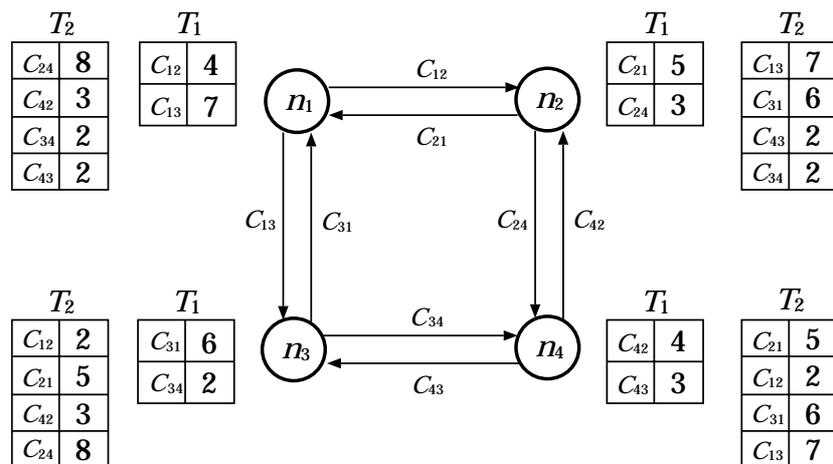


図 1.3: 通信網 (図 1.1) の状況

通信ノード  $n_1 \cdots n_4$  を管理する各通信エージェントを通信エージェント  $1 \cdots 4$  とすると、通信エージェント 1 は  $n_1$  と通信リンク  $C_{12}$  と  $C_{13}$ 、通信エージェント 2 は  $n_2$  と  $C_{21}$  と  $C_{24}$ 、通信エージェント 3 は  $n_3$  と  $C_{31}$  と  $C_{34}$ 、通信エージェント 4 は  $n_4$  と  $C_{42}$  と  $C_{43}$  を管理している。また、図 1.3 における各通信ノードの横に記載した  $T_1, T_2$  は、その通信ノードを管理している通信エージェントが保持している遅延情報テーブルのある状態を示す。

この際、 $n_1$  において  $n_4$  宛のメッセージが生成された場合、通信エージェント 1 は経路の選択肢として  $n_2$  経由と  $n_3$  経由がある。そこで、遅延情報テーブル  $T_1, T_2$  を用いて、 $n_2$  経由では  $T_1$  の  $C_{12}$  と  $T_2$  の  $C_{24}$  を参照して  $4 + 8 = 12$  であり、 $n_3$  経由では  $T_1$  の  $C_{13}$  と  $T_2$  の  $C_{34}$  を参照して  $7 + 2 = 9$  であるから、 $n_3$  経由の経路を選択し、 $C_{13}$  にメッセージを送信することになる。しかし、推測値である  $C_{24}, C_{34}$  の実際の値、つまりこれらを直接管理している通信エージェント 2, 3 の  $T_1$  を見てみると、 $C_{34}$  の値は同一であるが  $C_{24}$  の値は 3 であるから、 $4 + 3 = 7 < 9 = 7 + 2$  であり、 $n_2$  経由の経路選択をしなければならない。つまり、この推測値の精度は、より適切な経路選択に大きな影響を与える。しかし、推測値の精度を向上させるために、あまりにも高い頻度で遅延情報を交換すると、全体の通信量が増加して、メッセージや遅延情報が伝わりにくくなるといった性能の低下が生ずるため、適切な頻度における遅延情報の交換が重要になる。

#### より大規模な通信網における課題

これまで見てきたように、より精度の高い経路選択を行なうには、通信エージェント間で頻繁な情報交換 (通信) が必要になる。これは通信量の増加を引き起こし、全体の性能を低下させてしまうという問題が生じる。

従来の分散探索を用いて、より大規模な (より通信ノード数の多い) 通信網に適用した場合、次の内容による全体の性能の低下が考えられる。

- 遅延情報の交換による通信量の増加。

より大規模な通信網では、自ら管理していない通信リンク数は増え、各通信エージェントにおいて遅延情報の交換数が増加する。つまり、全体の性能が通信網の規模と共に低下することが予想される。

## 1.2 目的

本研究においては，前節までの課題に基づき，動的問題における分散探索の通信量問題を定量的に解析することを目的とする．そのために，通信経路選択問題を例題として，より大規模な探索問題に対応するための階層型分散探索を提案する．

第2章では階層型分散探索の特徴について述べ，第3章ではその通信量・設定方法を解析した．通信量の解析には，待ち行列モデルを用いている．第4章では第3章の解析結果に基づいた通信網シミュレーション実験について述べ，第5章で階層型分散探索の評価・考察を述べる．

## 第 2 章

# 階層型分散探索

### 2.1 階層型分散探索の特徴

階層型分散探索は、分散探索におけるエージェント数増加による通信のオーバーヘッド問題を、複数のエージェントを統括的に管理するポイントエージェントと呼ぶエージェントを新たに設けることで解決する手法である。そのため、ここでは従来のエージェントのことを通常エージェントと呼ぶことにする。また、ポイントエージェントが受け持つノードをポイントノード、通常エージェントが受け持つノードを通常ノードと呼ぶことにする。通信経路選択問題をもとに、階層型分散探索について説明すると次の特徴を持つ。

1. エージェント管理の階層化： 従来の通常エージェントに加え、ポイント領域と呼ぶ部分網の管理もするポイントエージェントが存在する。ポイント領域とは、2つのポイントノード  $p_1, p_2$  をそれぞれ始点、終点とし、他のポイントノードを含まないすべての歩道<sup>1</sup>上に存在する通常ノードや通信リンクから成る部分グラフのことである。この定義は  $p_1 = p_2$  の場合も含む。(図 2.1 参照)

- ポイントエージェントは通常エージェントとしての機能も備えているため、通常エージェントの管理内容を行なうが、それに加え次の内容も管理・保持する。

---

<sup>1</sup>歩道 (walk) とは、有限個の点と辺の交互列  $W = v_0 e_1 v_1 e_2 v_2 \cdots e_k v_k$  をいう [15] (文献によっては、有限個の辺の列をいう場合もある)。このとき、 $v_0, v_k$  を各々  $W$  の始点、終点という。

歩道  $W$  では、辺  $e_1, e_2, \dots, e_k$  や点  $v_0, v_1, \dots, v_k$  において同一のものを含んでも構わない。 $W$  は、 $e_1, e_2, \dots, e_k$  がすべて異なるとき小径 (trail) と呼び、これに加えて  $v_0, v_1, \dots, v_k$  もすべて異なるとき道 (path) と呼ぶ。

- ポイントエージェントは、管理しているポイントノードを含むポイント領域に存在する通常ノードや通信リンクを統括して管理する。
  - 管理していないポイント領域に存在する通常ノード/エージェントの位置情報(ポイント領域名)を保持する。また、その領域を管理しているポイントエージェント情報は保持しているが、管理しているポイント領域ではないため、従来と同様、遅延情報の交換が必要である。
- 通常エージェントとポイントエージェントの所持する遅延情報テーブルは次のようになる。

通信エージェント名	テーブル名	内容
通常エージェント	$T_1$	自らの通信リンクの遅延情報
	$T_2$	存在するポイント領域で他の通信リンクの遅延情報
ポイントエージェント	$T_1$	自らの通信リンクの遅延情報
	$T_2$	自らのポイント領域で他の通信リンクの遅延情報
	$T_{p1}$	自らのポイント領域の遅延情報
	$T_{p2}$	他のポイント領域の遅延情報

2. 経路変更: メッセージを保有する通常エージェントやポイントエージェントは、その時点での最適な経路選択をする。

1. において、ポイントエージェントは管理する通信リンクの領域が通常エージェントよりも広域になるため、通常エージェント群の一つ上の階層に位置すると考えられる。また、通信エージェントの階層化により、通信網における遅延情報の交換が全体で行なわれるのではなく部分的に行なわれるため、通信量の部分的な管理・制御が可能であり、全体の通信量を抑えることが可能である。そのため、より大規模な通信網に対応できる。また、ポイントエージェントは、通常エージェントの機能も備えており、自らのポイント領域の通常エージェントに対しては通常エージェントして機能する。

2. は、通信エージェントは通過メッセージに対しても、その時点での最適な経路選択を行なうことを意味する。これにより、より大規模で動的に変化する通信網に対応できる。

図 2.1 には，ポイントエージェントによる通信網の管理の概念図を示す．図 2.1 において，太丸はポイントノード，細丸は通常ノードを表し，破線はポイントエージェントが管理しているポイント領域を示している．2つのポイントエージェントに挟まれているポイント領域は，各々のポイントエージェントにより管理されている．

またこの階層化は，通信網において同一レベルの通信ノードを通信エージェントにより概念的に階層化して管理するものであり，物理的な接続の階層化ではないことに注意して頂きたい．

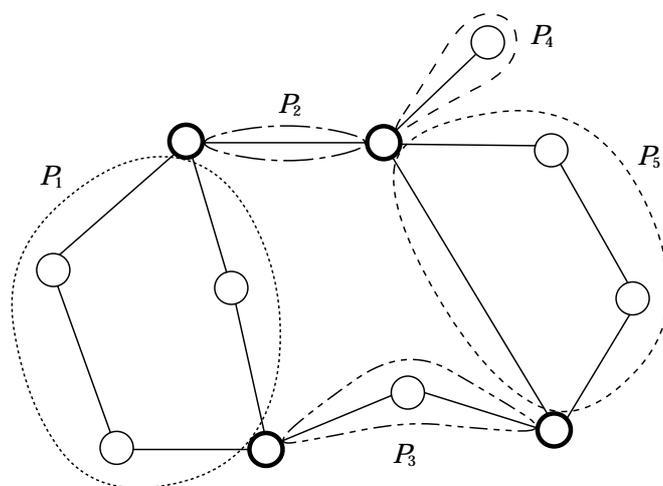


図 2.1: ポイントエージェントによる通信網の管理

### 2.1.1 経路選択と情報交換

エージェントの階層化により 2 種類の通信エージェントが存在するため，各々の経路選択が存在する．ここでは，通常エージェント  $x$  が管理する通常ノードを  $n_x$ ，ポイントエージェント  $y$  が管理するポイントノードを  $p_y$  とする．

- 通常エージェント：

存在するポイント領域に宛先が存在する場合と存在しない場合がある．ここでは，メッセージを保有する通常エージェント  $i$  に隣接する通常エージェントの集合を  $A(i)$ ， $n_i$  が存在するポイント領域  $l$  を管理するポイントエージェントの集合を  $\hat{A}_p(l)$ ，宛先を  $n_g$  とする．

– ポイント領域に宛先  $n_g$  が存在する場合：

通常エージェント  $i$  は，ポイント領域  $l$  における宛先  $n_g$  までの経路の中で，最小遅延で送信できる経路を選択する．つまり，次を満たす  $n_j$  経由の経路選択をする．

$$\min_{j \in A(i)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\} \quad (2.1)$$

– ポイント領域に宛先  $n_g$  が存在しない場合：

保有しているメッセージが，管理している通常ノード  $n_i$  から到着した場合と管理している通信リンクから到着した場合に分けられる．

\* 管理している通常ノード  $n_i$  から到着した場合：

通常エージェント  $i$  は，ポイント領域  $l$  を管理するポイントエージェント  $g \in \dot{A}_p(l)$  までの経路の中で，最小遅延で送信できる経路を選択する．つまり，次を満たす  $n_j$  経由の経路選択をする．

$$\min_{j \in A(i), g \in \dot{A}_p(l)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\} \quad (2.2)$$

\* 管理している通信リンクから到着した場合：

この場合にポイント領域  $l$  に宛先  $n_g$  が存在しなければ，それは領域を通過するメッセージであり，経由してきた通信エージェント  $k$  へ送り返すような経路選択をしては，いつまで立っても領域を通過できない．そのため，ポイント領域  $l$  を管理するポイントエージェント  $g \in \dot{A}_p(l)$  までの経路の中で，経由してきた隣接ノード  $n_k$  を除く最小遅延で送信できる経路を選択する．つまり，次を満たす  $n_j$  経由の経路選択をする．

$$\min_{j \in A(i) - \{k\}, g \in \dot{A}_p(l)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\} \quad (k \in A(i) \text{ の場合}) \quad (2.3)$$

$$\min_{j \in A(i), g \in \dot{A}_p(l) - \{k\}} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\} \quad (k \in \dot{A}_p(l) \text{ の場合}) \quad (2.4)$$

(2.1) ~ (2.4) 式は，(1.1) 式と同様，第 2 項はポイント領域の他の通信リンクの遅延情報テーブル  $T_2$  の通信コスト (推測値) である．そのため，同一ポイント領域に存在する通常エージェントやポイントエージェント間で，遅延情報の交換が必要である．

- ポイントエージェント :

自らのポイント領域に宛先が存在する場合と存在しない場合がある．ここでは，メッセージを保有するポイントエージェント  $s$  に隣接する通常エージェントの集合を  $A(s)$ ， $s$  に隣接するポイントエージェントの集合を  $A_p(s)$ ，宛先を  $n_g$ ， $n_g$  をポイント領域に持つポイントエージェントの集合を  $\hat{A}_p(n_g)$  とする．

- ポイント領域に宛先  $n_g$  が存在する場合 :

ポイントエージェント  $s$  は，ポイント領域における宛先  $n_g$  までの経路の中で，最小遅延で伝達できる経路を選択する．つまり，次を満たす  $n_j$  経由の経路選択をする．

$$\min_{j \in A(s)} \{c(p_s, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\} \quad (2.5)$$

- ポイント領域に宛先  $n_g$  が存在しない場合 :

宛先  $n_g$  をポイント領域に含むポイントエージェント  $u \in \hat{A}_p(n_g)$  までの経路の中で，最小遅延で伝達できる経路を選択する．つまり，次を満たす  $p_t$  経由の経路選択をする．

$$\min_{t \in A_p(s), u \in \hat{A}_p(n_g)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\} \quad (p_u \neq n_g \text{ の場合}) \quad (2.6)$$

$$\min_{t \in A_p(s)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\} \quad (p_u = n_g \text{ の場合}) \quad (2.7)$$

ただし， $w(p_s, p_t) = \min_{j \in A(s)} \{c(p_s, n_j) + \hat{c}(n_j, p_t)\}$  であるが，隣接するポイントノード  $p_t$  までは管理しているポイント領域であるので，遅延情報テーブル  $T_{p1}$  により参照できる．

(2.5) ~ (2.7) 式においても，第 2 項は推測値であるが，(2.5) 式ではポイント領域の他の通信リンクの遅延情報テーブル  $T_2$ ，(2.6)，(2.7) 式では他のポイント領域の遅延情報テーブル  $T_{p2}$  を参照する．また，(2.6)，(2.7) 式の中でも見たように，自らのポイント領域の遅延情報テーブル  $T_{p1}$  は，領域に存在する通常エージェントから遅延情報を受信することで維持される．そのため，遅延情報の交換は，自らのポイント領域に存在する通常エージェント間と他のポイントエージェント間で必要である．

階層型分散探索における経路選択や情報交換を概念的に示すと図 2.2 のようである．

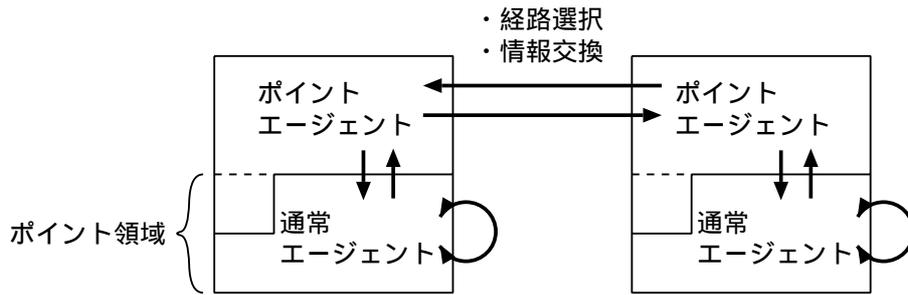


図 2.2: 階層型分散探索における経路選択と情報交換

図 2.2 において，通信エージェントの階層構造における経路選択と情報交換の様子を示している．通常エージェントは存在するポイント領域で経路選択や遅延情報の交換を行ない，ポイントエージェントは自らのポイント領域内や他のポイントエージェントを経由した経路選択や遅延情報の交換を行なう．また，ポイントエージェントは管理しているポイント領域内では，通常エージェントとして機能する．

### 2.1.2 通信制御

階層型分散探索により，遅延情報の交換が部分的に行なわれたとしても，その各部分において頻繁に情報交換が行なわれれば，全体の通信量は増加し性能は低下することが予想される．つまり，あくまでも情報交換の頻度は，解の精度や通信量の増加などの全体の性能に大きな影響を与えるため，情報交換の通信制御をどのように行なうかが重要となる．遅延情報の交換のための通信量の制御には，基本的に [7] の機構を導入する．

- 通信エージェントが遅延情報を送信するのは，測定値  $c(n_0, n_q)$  と前回に送信した値  $\hat{c}(n_0, n_q)$  の変化量の絶対値が閾値  $\delta$  を越えた場合のみ行なう．つまり， $|c(n_0, n_q) - \hat{c}(n_0, n_q)| > \delta$  の場合に他の通信エージェントに  $c(n_0, n_q)$  を送信し， $\hat{c}(n_0, n_q) := c(n_0, n_q)$  とする．

遅延情報には通信リンクとポイント領域の 2 つが存在するため，各々に閾値  $\delta$  を設定する必要がある．通常エージェントは通信リンクの閾値のみを保持し，ポイントエージェントは通信リンクとポイント領域の閾値を保持する．

また，この  $\delta$  の値を変化させることにより，情報交換のための通信量を制御することができ，かつ推測値の精度に大きな影響を与える．つまり，メッセージの発生や通信リンクの混雑の仕方には様々な状況が考えられるため，全体の性能を最適にするための閾値をどのように設定するかが重要となる．

### 2.1.3 アルゴリズム

これまでの階層型分散探索のまとめとして、通信経路選択問題における通常エージェントとポイントエージェントの1サイクル(クロック)の探索アルゴリズムを示す。

#### 通常エージェント

- 1 (メッセージ保有の有無に関わらず) 管理している通信リンクの混雑度の測定。
  - 1-1 if 測定値  $c(n_i, n_q)$  がテーブル  $T_1$  の値と異なる then テーブル  $T_1$  の値の更新。
    - if  $|c(n_i, n_q) - \hat{c}(n_i, n_q)| > \delta_1$  then ポイント領域の他通常エージェントと領域を管理するポイントエージェントに  $c(n_i, n_q)$  を  $\min_{j \in A(i)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  経由で送信し,  $\hat{c}(n_i, n_q) := c(n_i, n_q)$  .
- 2 管理している通信ノードにおけるメッセージ発生の確認。
  - 2-1 if メッセージ発生
    - if 宛先ノードが同一ポイント領域内 then  $\min_{j \in A(i)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  に送信 .
    - else  $\min_{j \in A(i), g \in \dot{A}_p(l)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  に送信 .
- 3 メッセージ受信 .
  - 3-1 if 管理している通信ノード宛でも自分宛でもない
    - if 宛先が同一ポイント領域内 then  $\min_{j \in A(i)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  に送信 .
    - else
      - if 経由した通信エージェント  $k$  が  $k \in A(i)$ 
        - then  $\min_{j \in A(i) - \{k\}, g \in \dot{A}_p(l)} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\}$  の隣接ノード  $n_j$  に送信 .
        - else  $\min_{j \in A(i), g \in \dot{A}_p(l) - \{k\}} \{c(n_i, n_j) + \hat{c}(n_j, p_g)\}$  の隣接ノード  $n_j$  に送信 .
  - 3-2 else
    - if 通信ノード宛データ then 管理している通信ノードへメッセージを渡す .
    - else if 通信遅延データ then テーブル  $T_2$  の更新 .
- 4 1 へ戻る

## ポイントエージェント

- 1 (メッセージ保有の有無に関わらず) 管理している通信リンクの混雑度の測定 .
  - 1-1 if 測定値  $c(p_s, n_q)$  がテーブル  $T_1$  の値と異なる then テーブル  $T_1, T_{p1}$  の更新 .
    - if  $|c(p_s, n_q) - \hat{c}(p_s, n_q)| > \delta_1$  then 自らのポイント領域の通常エージェントに  $c(p_s, n_q)$  を  $\min_{j \in A(s)} \{c(p_s, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  経由で送信し ,  $\hat{c}(p_s, n_q) := c(p_s, n_q)$ .
    - if  $|c(p_s, p_q) - \hat{c}(p_s, p_q)| > \delta_2$  then 他ポイントエージェントに  $c(p_s, p_q)$  を  $\min_{t \in A_p(s)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  となる隣接ポイントノード  $p_t$  への隣接ノード経由で送信し ,  $\hat{c}(p_s, p_q) := c(p_s, p_q)$  .
- 2 管理している通信ノードにおけるメッセージ発生の確認 .
  - 2-1 if メッセージ発生
    - if 宛先ノードが自らのポイント領域内 then  $\min_{j \in A(s)} \{c(p_s, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  に送信 .
    - else
      - if 宛先と他ポイントノードが異なる
        - then  $\min_{t \in A_p(s), u \in \hat{A}_p(n_g)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  の隣接ポイントノード  $p_t$  への隣接ノードに送信 .
        - else  $\min_{t \in A_p(s)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  の隣接ポイントノード  $p_t$  への隣接ノードに送信 .
- 3 メッセージ受信
  - 3-1 if 管理して通信ノード宛でも自分宛でもない
    - if 宛先が自らのポイント領域内 then  $\min_{j \in A(s)} \{c(p_s, n_j) + \hat{c}(n_j, n_g)\}$  となる隣接ノード  $n_j$  に送信 .
    - else
      - if 宛先と他ポイントノードが異なる
        - then  $\min_{t \in A_p(s), u \in \hat{A}_p(n_g)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  の隣接ポイントノード  $p_t$  への隣接ノードに送信 .
        - else  $\min_{t \in A_p(s)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  の隣接ポイントノード  $p_t$  への隣接ノードに送信 .

3-2 else

if 通信ノード宛データ then 管理している通信ノードへメッセージを渡す .

else if 通信遅延データ

if 通常エージェントから then テーブル  $T_{p_1}$  の更新 .

if  $|c(p_s, p_q) - \hat{c}(p_s, p_q)| > \delta_2$  then 他ポイントエージェントに  $c(p_s, p_q)$  を  
 $\min_{t \in A_p(s)} \{w(p_s, p_t) + \hat{c}(p_t, p_u)\}$  となる隣接ポイントノード  $p_t$  への隣  
接ノード経由で送信し ,  $\hat{c}(p_s, p_q) := c(p_s, p_q)$  .

else if ポイントエージェントから then テーブル  $T_{p_2}$  の更新 .

4 1 へ戻る

## 第 3 章

# 階層型分散探索の設定・解析

階層型分散探索は，複数のエージェント統括して管理するポイントエージェントを新たに設けることで，エージェント数増加による通信量問題に対応する分散探索であるが，そのポイントエージェントをどのように設定すべきかという課題がある．通信経路選択問題では，ポイントエージェントが管理するポイントノードをどのように設定すべきかに相対する．そこで本章では，待ち行列モデルを用いてポイントノード設定の解析をする．

まず，待ち行列モデルを用いた通信量解析の定義やモデル [16][17][18] について述べ，その後ポイントノード設定の解析を行なう．

### 3.1 通信量の定義

待ち行列モデルにより通信網を解析する場合には，通信の要求あるいは個々の通信そのものを呼 (call) といい，通信情報の流れを通信トラフィック (teletraffic) という．また，通信量を定義するのがトラフィック量 (traffic volume) である．

#### 3.1.1 呼の生起と終了

通信トラフィック解析では，通信のために通信機器 (回線など) の占有が開始される時刻を呼の生起といい，通信が終了し，通信機器が開放される時刻を呼の終了という．この際，呼の処理時間 (通信時間) は呼が生起し，終了するまでの時間である．これを保留時間 (holding time) という．

### 3.1.2 トラフィック量と呼量

通信量の定義には、情報の価値という観点から少し中身まで立ち入る場合とそうでない場合があるが、通信トラフィック解析では通信の中身まで立ち入らない(立ち入る必要がない)。つまり、(3.1) 式のように単に通信機器の保留時間だけを定義すれば十分である。

$$\text{トラフィック量} = \text{通信機器延べ保留時間} \quad (3.1)$$

トラフィック量は測定する時間を長くするほど大きくなるため、(3.2) 式のように単位時間あたりに換算したものを呼量 (traffic intensity) という。

$$\begin{aligned} \text{呼量} &= \frac{\text{トラフィック量}}{\text{測定時間}} \\ &= \text{単位時間あたりの通信機器延べ保留時間} \\ &= \frac{\lambda}{\mu} [\text{単位 : erl(アーラン)}] \end{aligned} \quad (3.2)$$

ここで、 $\lambda$ は呼の到着率(または生起率)、 $\mu$ は呼の終了率(またはサービス率)を表す。例えば、1本の回線が連続して使用されていれば、運ばれる呼量は1[erl]であり、100本の回線が使用率50%で使用されていれば50[erl]である。

## 3.2 解析モデルの表記

通信トラフィック解析の最も基本となるモデルは、交換線群と呼ばれる解析モデルである。 $N$ 本の呼源<sup>1</sup>(入回線)に対して、交換スイッチを用いて $n$ 本の出回線を共用させるシステムである。通常、システムは $N \geq n$ となるように設定される。もし1本でも通信可能な出回線があれば、必ずそれに接続するようにモデル化したものを完全線群 (full availability trunk-group) という。

完全線群モデルにより通信網のトラフィック特性を定める主な要因には、次の3つの項目が挙げられる。

- 呼源の性質：呼の生起の仕方や保留時間分布など。
- スイッチ制御方法：通信回線の選択方法や待合せの可否など。
- 通信回線数：出回線数。

---

<sup>1</sup>呼の発生源となる集団。

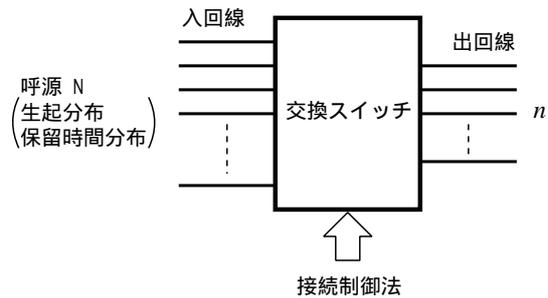


図 3.1: 完全線群モデル

これらの条件を表現する表記法として、ケンドールの記号 (Kendall's notation) がある。

$$X/Y/n(m) \quad (3.3)$$

$X$ : 呼の生起分布

$Y$ : 保留時間分布 (またはサービス時間分布)

$n$ : 出回線数

$m$ : 許容待合せ呼数

この表記において、通常、交換スイッチは完全線群とし、出回線の選択はランダムに行なうとされる。また、 $X, Y$ の記号には、ランダム分布の場合、通常  $M$  を用いる。一定分布の場合には  $D$ 、何かある関数で指定されるような一般的分布の場合には  $G$  を用いる。

通信トラフィック解析の場合、 $m$  の記号はモデルのスイッチ制御方法が、即時式交換か待時式交換を表すことになる。即時式交換とは、通信可能な出回線がない場合、生じた呼を拒絶する (呼の待合わせは否) 方式である。待時式交換とは、生じた呼は出回線が空くまで待つ (呼の待合わせは可) 方式である。例えば、呼の生起がランダム分布で、保留時間が指数分布、出回線数が  $n$ 、スイッチの制御が即時式交換 (許容待合せ呼数 0) のようなモデルの場合、 $M/M/n(m=0)$  と表記される。

### 3.3 $M/M/1(m = \infty)$ 待ち行列による解析

$M/M/1(m = \infty)$  待ち行列は、呼の生起はランダム分布、保留時間は指数分布、出回線数 1、スイッチ制御は待時式交換の待ち行列システムである。許容待合せ数  $= \infty$  であ

るから，呼の到着の方が終了よりも上回ると待ち行列の長さが延々と長くなってしまいうため，到着率 $\lambda$ と終了率 $\mu$ の間には，次の前提条件が設定される．

$$\lambda \leq \mu$$

この条件は，許容待合せ数  $= \infty$  のシステムの安定条件と呼ばれる．そのため，このシステムに加えられる呼量 $\rho$ は， $\rho = \frac{\lambda}{\mu} (\leq 1)$  になる．また，その他の前提条件として，待ち行列が一杯のために起こる呼の損失ないものとし，待合せ中の呼の途中放棄もないものとする．図 3.2 には， $M/M/1(m = \infty)$  待ち行列システムと解析尺度を示す．

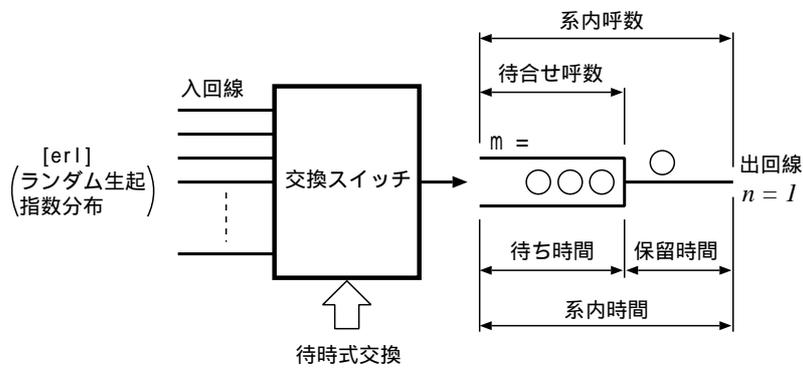


図 3.2:  $M/M/1(m = \infty)$  待ち行列システムと解析尺度

$M/M/1(m = \infty)$  待ち行列システムにおける定常状態での，平均系内呼数  $L$ ，平均待合せ呼数  $L_q$ ，平均系内時間  $W$ ，平均待ち時間  $W_q$ ，系内呼数が  $n$  である定常確率  $p_n$  は，次のように知られている．

$$L = \frac{\rho}{1 - \rho} \quad (3.4)$$

$$L_q = \frac{\rho^2}{1 - \rho} \quad (3.5)$$

$$W = \frac{1}{\mu - \lambda} \quad (3.6)$$

$$W_q = \frac{\rho}{\mu - \lambda} \quad (3.7)$$

$$p_n = (1 - \rho)\rho^n \quad (n = 0, 1, 2, \dots) \quad (3.8)$$

### 3.3.1 階層型分散探索の通信トラフィック解析

本研究の通信網における通信ノード，通信リンク，通信エージェントの前提条件を考慮した場合，次のことがいえる．

1. 通信リンク／ノードにおける呼の生起はランダムである．
2. 通信リンク／エージェントにおける保留時間（通信時間）はランダムに設定できる．
3. 通信リンク／ノードの許容量は  $\infty$  に設定できる．
4. 通信エージェントは通信先の選択を無作為に行なわないため，通信エージェントの出回線数 1 と設定できる．

3. により，通信リンクが一杯になることや，通信ノードからこれを管理している通信エージェントへ呼の受渡しでの呼の損失もなく，通信エージェントは呼の途中放棄を行なわないため，通信エージェントのスイッチ制御は  $m = \infty$  の待時式交換である．

4. については，3. より，通信エージェントは，管理している通信ノードやこれに接続している通信リンクに常に通信可能であるが，通信先の選択を無作為にではなく，その時点で最適な通信先にあたる 1 つを選択するため，通信エージェントの出回線数を 1 と設定しても問題ないと考えられる．

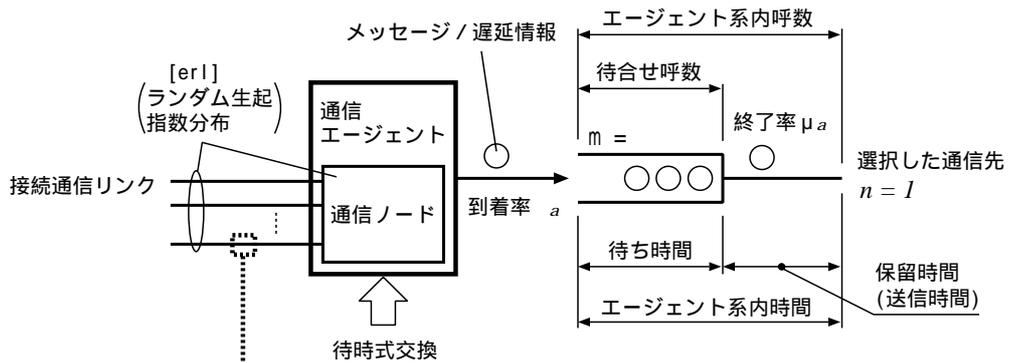
以上より，階層型分散探索におけるある 1 つの通信ノードとこれに接続されている通信リンク，これらを管理している通信エージェントの状態を  $M/M/1(m = \infty)$  待ち行列によりモデル化し，通信トラフィックの解析が行なえろと考えられる．解析は，定常状態における通信エージェントと通信リンクについて行なう．

#### 通信エージェントと通信リンクのモデル化

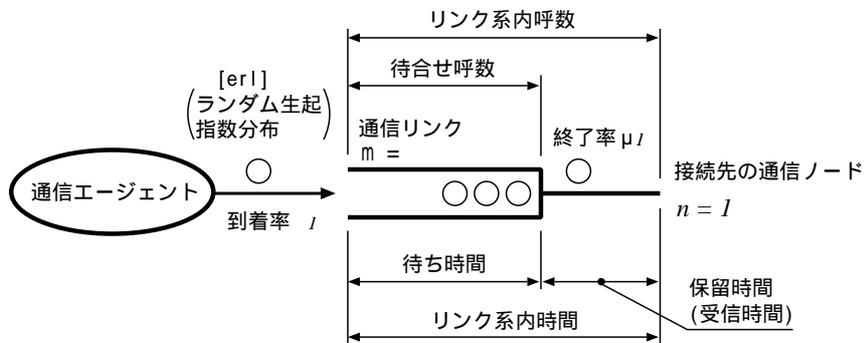
図 3.3 には，通信エージェントと通信リンクの  $M/M/1(m = \infty)$  待ち行列によるモデル化の概念図を示す．

このモデルにおける呼は，発生／返信メッセージと遅延情報である．

図 3.3(a) より，通信エージェントが交換スイッチの役割を果たしているが，通信エージェントは，管理している通信ノードとこれに接続されている通信リンクでの呼の生起に対する通信処理を行なっている．そのため，これらの呼が通信エージェントにおける系内呼数にあたり，通信処理の待合せをしている呼が待合せ呼数になる．



( a ) 通信エージェント



( b ) 通信リンク

図 3.3: 通信エージェントと通信リンクのモデル化

図 3.3(b) より，通信リンクの送信先は反対側に接続している通信ノードただ 1 つである．そのため，そのノードを管理している通信エージェントが通信リンクの終了率 $\mu_l$ を担うことになる．本研究において，通信エージェントの 1 つの通信リンクに対する終了率 $\mu_l$ は， $\mu_l = 1$ [個/クロック] である．

#### 通信エージェントの到着率と終了率

モデル化においても触れたが，ある通信エージェントの呼（メッセージ/遅延情報）の到着には，管理している通信ノードと通信リンクからの 2 つがある．

通信エージェントの呼の到着 = リンクからの呼の到着 + ノードからの呼の到着

これについて考慮し，通信ノード，通常エージェント，ポイントエージェントの各々のアルゴリズムから，ある通信エージェントにおける到着率 $\lambda_a$ と終了率 $\mu_a$ は次のようになる．

$$\begin{aligned}
 \lambda_a &= \text{他エージェントからの呼の到着率} + \text{自ノードからの呼の到着率} \\
 &= (\text{他エージェントからの自分宛の呼の到着率} + \text{中継する呼の到着率}) \\
 &\quad + \text{自ノードからの呼の到着率} \\
 &= \{ \{ (\text{他ノードからのメッセージ到着率}) \cdot \text{他ノード数} \\
 &\quad + \text{他エージェントからの遅延情報到着率} \} \\
 &\quad + \text{中継するメッセージと遅延情報の到着率} \} \\
 &\quad + \text{自ノードからのメッセージ到着率} \quad [\text{個/クロック}] \tag{3.9}
 \end{aligned}$$

$$\mu_a = \text{次数} + 1 \quad [\text{個/クロック}] \tag{3.10}$$

ここで，(3.9) 式における他ノードとは他の通信ノードを表し，自ノードとは自分が管理している通信ノードを表し，他エージェントとは他の通信エージェントを表す．また，この式の中で自エージェントの遅延情報生起率を考慮していないが，これは生起した遅延情報は待ち行列に到着しない，つまり，生起した時点で直ちに通信されるため考慮に入れていない．

また，(3.10) 式における 1 は管理している通信ノードから到着するメッセージに対して，単位クロックあたりに処理できる最大の呼数を表す．つまり，この式は通信エージェントに到着するすべての呼にして，単位クロックあたりに処理できる最大の通信呼数を表す．

## 通信リンクの到着率と終了率

通信ノードと通信エージェントの各々のアルゴリズムから，ある通信リンクにおける到着率 $\lambda_l$ と終了率 $\mu_l$ ，呼量 $\rho_l$ は次のようになる．

$$\begin{aligned}\lambda_l &= \text{通信エージェントからの呼の到着率} \\ &= \text{通信ノードからのメッセージ到着率} \\ &\quad + \text{通信エージェントからの遅延情報到着率 [個/クロック]} \quad (3.11)\end{aligned}$$

$$\mu_l = 1 \text{ [個/クロック]} \quad (3.12)$$

$$\rho_l = \frac{\lambda_l}{\mu_l} = \lambda_l \text{ [erl]} \quad (3.13)$$

## 3.4 ポイント ノード 設定の解析

同一の通信網に対してポイントノード数や設定ノードを変化させることで，ポイントノード設定についての  $M/M/1(m = \infty)$  待ち行列システムによる通信トラフィック解析を行なう．解析は，定常状態における呼量 $\rho$ の到着率 $\lambda$ と終了率 $\mu$ の $\rho = \frac{\lambda}{\mu} (\leq 1)$ の関係式をもとに，通信エージェントと通信リンクについて行なう．つまり，通信エージェントと通信リンクにおける終了率 $\mu$ に対する到着率 $\lambda$ を求めることにより，遅延情報の交換可能な頻度の解析を行ない，全体の性能を評価する．図 3.4 は，解析する通信網を示す．

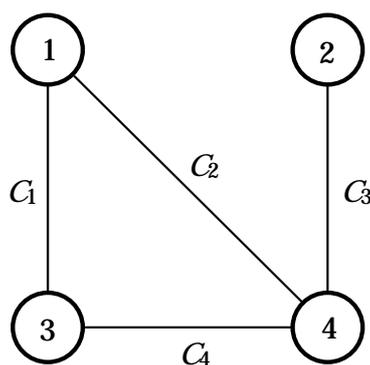


図 3.4: 解析する通信網

図 3.4 の通信網について，ポイントノード数を 0, 1, 2, 3, 4 と変化させ，その上で設定するポイントノードを比較・検討をしつつ解析を行なう．この通信網の特徴としては，通

信ノード / エージェント 2 宛の呼は，必ず通信リンク  $C_3$  を通過せねばならないことであり，その意味では，通信リンク  $C_3$  は通信網においてボトルネックになっている．

解析における注意点としては，基本的にポイント領域は，2 つのポイントノードに挟まれた領域であるが，通信網の端点などの端までをポイント領域とする場合には，1 つでも領域設定ができることである．またその他としては，送信処理をする通信エージェントは宛先が同一のポイント領域に存在すれば，その領域内で経路選択するため，これを考慮して到着率を考えることである．

また，ある通信エージェントの到着は，あくまでも管理している通信ノードと通信リンクからの呼 (メッセージ / 遅延情報) の到着であることを忘れてはならない．

### 3.4.1 解析におけるパラメータ

ここでは，解析に用いる定常状態でのパラメータを考える．まず，各通信ノードにおける発生メッセージ自体の生起率は  $0.4 = \frac{2}{5}$  とした．その上で，その宛先はランダムに決定されるから，他ノード数 3 により，他ノードからの発生 / 返信メッセージ到着率は，各々  $\frac{0.4}{3} = \frac{2}{15}$  である．同様にして，自ノードからの返信メッセージ到着率は  $\frac{0.4}{3} \cdot 3 = \frac{2}{5}$  である．また，他エージェントからの遅延情報到着率は，1 つの他エージェントからの 1 つの通信リンクについて  $\alpha$  とした．また同様に，1 つの他ポイントエージェントからの 1 つのポイント領域については  $\beta$  とした．

ゆえに，通信リンクの遅延情報到着数を  $m$ ，ポイント領域の遅延情報到着数を  $n$ ，中継するメッセージ / 遅延情報到着率を  $\lambda'_a$  とすると通信エージェントの到着率  $\lambda_a$  は次のようになる．

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \left\{ \left( \frac{2}{15} + \frac{2}{15} \right) \cdot 3 + m \cdot \alpha + n \cdot \beta + \lambda'_a \right\} + \left( \frac{2}{5} + \frac{2}{5} \right) \\ &= \frac{8}{5} + m \cdot \alpha + n \cdot \beta + \lambda'_a \end{aligned} \quad (3.14)$$

ただし， $\beta$  が含まれるのは，ポイント領域の遅延情報を交換するポイントエージェントの呼の到着率だけであり，通常エージェントの呼の到着率には含まれない．

(3.14) 式より，ある通信ノードにおいて，発生 / 返信メッセージの生起率は  $\frac{2}{5} + \frac{2}{5} = \frac{4}{5}$  であるから，ある他通信ノード宛へのその生起率は  $\frac{4}{15}$  である．

また，定常状態を想定しているため，ある通信ノード / エージェント宛の呼の到着は，次数に対して等確率に行なわれるとする．例えば，次数 2 の通信ノードの呼の到着率は，接続されている各々の通信リンクに対して  $\frac{1}{2}$  ずつである．

以上の内容を考慮して，中継するメッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  や通信リンクの到着率  $\lambda_l$  を設定する．

### 3.4.2 ポイント ノード 数 0

ポイント ノード 数 0 の場合は，非階層型の従来のエージェント管理である．各々の通信エージェントは，管理している通信リンクの遅延情報を表 3.1 に示す通信エージェントに対して送信する．

表 3.1: 遅延情報の送信先 (ポイント ノード 数 0)

通信エージェント名	通信リンク名	送信先
通常エージェント 1	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 2, 4
	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 3
通常エージェント 2	なし	
通常エージェント 3	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 2, 4
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1
通常エージェント 4	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 2, 3
	リンク $C_3$	→ 通常エージェント 1, 3
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1, 2

ポイント ノード 数 0 において，通常エージェント 4 が通常ノード / エージェント 2 宛の呼 (メッセージ / 遅延情報) を受信した場合，必ず通信リンク  $C_3$  に送信するから，通常エージェント 1, 3 の通常ノード / エージェント 2 へと通常ノード / エージェント 4 への経路選択の計算は同じである．そのため，この表において，通常エージェント 4 が通信リンク  $C_3$  の遅延情報を通常エージェント 1, 3 に送信するのは無意味である．しかし，今回の解析では，あくまでも自らが管理していない通信リンクやポイント領域の遅延情報は受け取るものとして行なう．

## 通常エージェント 1 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 1 の解析 表 3.1 より，通常エージェント 1 は遅延情報を 3 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 3 である．また，通信ノード 1 は次数 2 である．

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ここで，中継確率とは単に呼自体を中継する確率を表す．例えば，通信エージェント 2 から通信ノード 3 への呼の中継の場合，その呼を通信エージェント 4 は必ず中継するから確率 1 であり，そこから通信ノード 3 への経路は通信リンク  $C_2$  か  $C_4$  のどちらかである．通信エージェント 1 が中継するのは通信リンク  $C_2$  を通過する場合であり，それは確率  $\frac{1}{2}$  である．ゆえに， $1 \cdot \frac{1}{2} = \frac{1}{2}$  となる．

ゆえに，ある他通信ノードへの発生 / 返信メッセージの生起率が  $\frac{4}{15}$  であることと表 3.1 から，中継するメッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる．

$$\lambda'_a = \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2}\alpha + \frac{1}{2}\alpha \right) + 2 \cdot \frac{1}{2}\alpha \right\} = \frac{8 + 30\alpha}{15}$$

ゆえに，到着率  $\lambda_a$ ，終了率  $\mu_a$ ，呼量  $\rho_a$  は次のようになる．

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 3\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 3\alpha + \frac{8 + 30\alpha}{15} = \frac{32 + 75\alpha}{15} \\ \mu_a &= 3 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{32 + 75\alpha}{45} \end{aligned}$$

ゆえに， $\rho_a \leq 1$  より，

$$\begin{aligned} \frac{32 + 75\alpha}{45} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{13}{75} \approx \frac{1}{5.77} \end{aligned}$$

これは、通信エージェントの系内の待合せ呼数を延々と増加させずに、他通信エージェントが遅延情報を送信できる割合を示すものである<sup>2</sup>。ゆえに、他通信エージェントは遅延情報を最大 5.77 クロックあたりに 1 回の割合で送信できることになる。

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着には、通常エージェント 3, 4 からの遅延情報と通信ノード 2, 3, 4 からの発生 / 返信メッセージがある。到着する呼の宛先は、送信元別に次のようになる。

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ここで、到着確率とは単に呼自体の到着する確率を表す。ゆえに、到着率  $\lambda_l$ 、呼量  $\rho_l$  は次のようになる。

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( 3 \cdot \frac{1}{2} \alpha + 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

ゆえに、 $\rho_l \leq 1$  より、

$$\begin{aligned} \frac{4 + 15\alpha}{6} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5} \end{aligned}$$

これは、通信エージェントが通信リンクの呼数を延々と増加させずに遅延情報を送信できる割合を示すものである。ゆえに、通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着では、最大 7.5 クロックあたりに 1 回の割合で遅延情報を送信できることになる。

通信リンク  $C_2$  の解析 通常エージェント 1 の呼の到着は、通信ノード 1 からと通信リンク  $C_1, C_2$  である。ゆえに、通信リンク  $C_2$  の呼の到着率は、通常エージェント 1 の呼の到着率から通信ノード 1 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである。

<sup>2</sup>逆に言えば、他通信エージェントからの遅延情報を受信できる割合になる。

ゆえに，通信ノードにおける発生 / 返信メッセージの生起率は $\frac{4}{5}$ であるから，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{32 + 75\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 15\alpha}{6} = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

これは，通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着と同一であり，通信リンク  $C_2$  の通信ノード 4 側からの到着でも，通信エージェントは最大 7.5 クロックあたりに 1 回の割合で遅延情報を送信できる．

### 通常エージェント 2 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 2 の解析 表 3.1 より，通常エージェント 2 は遅延情報を 4 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 4 である．また，通信ノード 2 は次数 1 である．

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	なし	—
通信エージェント 3	なし	—
通信エージェント 4	なし	—

ゆえに，中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる．

$$\lambda'_a = 0$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 4\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 4\alpha = \frac{8 + 20\alpha}{5} \\ \mu_a &= 2 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{4 + 10\alpha}{5} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 10\alpha}{5} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{1}{10} \end{aligned}$$

ゆえに，他通信エージェントは遅延情報を最大 10 クロックあたりに 1 回の割合で送信できることになる．

通信リンク  $C_3$  の解析 通常エージェント 2 の呼の到着は、通信ノード 2 からと通信リンク  $C_3$  である。ゆえに、通信リンク  $C_3$  の呼の到着率は、通常エージェント 2 の呼の到着率から通信ノード 2 の呼の到着率を引いたものである。ゆえに、

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{8 + 20\alpha}{5} - \frac{4}{5} = \frac{4 + 20\alpha}{5}$$

ゆえに、

$$\begin{aligned} \frac{4 + 20\alpha}{5} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{1}{20} \end{aligned}$$

ゆえに、通信リンク  $C_3$  の通信ノード 4 側からの到着では、最大 20 クロックあたりに 1 回の割合で遅延情報を送信できることになる。

#### 通常エージェント 3 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 3 の解析 表 3.1 より、通常エージェント 3 は遅延情報を 3 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 3 である。また、通信ノード 3 は次数 2 である。

また、中継する呼の宛先は、送信元別に次のようになる。

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ゆえに、中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる。

$$\lambda'_a = \left\{ 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2}\alpha + \frac{1}{2}\alpha \right) + 2 \cdot \frac{1}{2}\alpha \right\} = \frac{8 + 30\alpha}{15}$$

ゆえに、

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 3\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 3\alpha + \frac{8 + 30\alpha}{15} = \frac{32 + 75\alpha}{15} \\ \mu_a &= 3 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{32 + 75\alpha}{45} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\frac{32 + 75\alpha}{45} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{13}{75} \approx \frac{1}{5.77}$$

これは，通常エージェント 1 の解析と同じ結果である．

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 1 側からの到着には，通常エージェント 1, 4 からの遅延情報と通常エージェント 1, 2, 4 からの発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( 3 \cdot \frac{1}{2} \alpha + 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

ゆえに，

$$\frac{4 + 15\alpha}{6} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5}$$

これは，通常エージェント 1 の通信リンク  $C_1$  の解析と同じ結果である．

通信リンク  $C_4$  の解析 通常エージェント 3 の呼の到着は，通信ノード 3 からと通信リンク  $C_1, C_4$  である．ゆえに，通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は，通常エージェント 3 の呼の到着率から通信ノード 3 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{32 + 75\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 15\alpha}{6} = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

ゆえに， $\alpha \leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5}$  であり，これは通常エージェント 1 の通信リンク  $C_2$  の解析と同じ結果である．

### 通常エージェント 4 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 4 の解析 表 3.1 より, 通常エージェント 4 は遅延情報を 2 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 2 である. また, 通信ノード 4 は次数 3 である.

また, 中継する呼の宛先は, 送信元別に次のようになる.

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	1
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	1
	通信ノード 3	1
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 2	1

ゆえに, 中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる.

$$\begin{aligned} \lambda'_a &= \left\{ \left( 1 \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( 1 \cdot \frac{4}{15} \right) + \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left\{ \left( \alpha + \frac{1}{2}\alpha \right) + \left( \frac{1}{2}\alpha + \alpha \right) \right\} \\ &= \frac{4 + 9\alpha}{3} \end{aligned}$$

ゆえに,

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \frac{4 + 9\alpha}{3} = \frac{44 + 75\alpha}{15} \\ \mu_a &= 4 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{44 + 75\alpha}{60} \end{aligned}$$

ゆえに,

$$\begin{aligned} \frac{44 + 75\alpha}{60} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{16}{75} \approx \frac{1}{4.69} \end{aligned}$$

通信リンク  $C_2$  の解析 通信リンク  $C_2$  の通信ノード 1 側からの到着には, 通常エージェント 1, 3 からの遅延情報と発生 / 返信メッセージがある. 到着する呼の宛先は, 送信元別に次のようになる.

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	なし	—
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$

ゆえに ,

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left( 3 \cdot \frac{1}{2} \alpha + 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

ゆえに ,

$$\frac{4 + 15\alpha}{6} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5}$$

通信リンク  $C_3$  の解析 通信リンク  $C_3$  の通信ノード 2 側からの到着は , 通常エージェント 2 からの発生 / 返信メッセージのみである . 到着する呼の宛先は , 送信元別に次のようになる .

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	なし	—
通信エージェント 2	通信ノード 1	1
	通信ノード 2	1
	通信ノード 3	1
通信エージェント 3	なし	—

$$\rho_l = \lambda_l = 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} = \frac{4}{5}$$

当然のことではあるが , 通信リンク  $C_3$  の通信ノード 2 側からの到着は , 通常エージェント 2 からの発生 / 返信メッセージのみであるが , 到着しない場合も  $\frac{1}{5}$  あることになる .

通信リンク  $C_4$  の解析 通常エージェント 4 の呼の到着は，通信ノード 4 からと通信リンク  $C_2, C_3, C_4$  である．ゆえに，通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は，通常エージェント 4 の呼の到着率から通信ノード 4 と通信リンク  $C_2, C_3$  の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{44 + 75\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 15\alpha}{6} - \frac{4}{5} = \frac{4 + 15\alpha}{6}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 15\alpha}{6} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5} \end{aligned}$$

## 結果と考察

ポイントノード数 0 の場合の各通信エージェント / リンクが受信できる，つまり，他の通信エージェントが遅延情報を送信できる最大のクロック間隔を表 3.2 に示す．

表 3.2: ポイントノード数 0 (非階層型) の解析

通信エージェント名	最大間隔 [clock]	通信リンク名	最大間隔 [clock]
通常エージェント 1	5.77	リンク $C_1$	7.5
		リンク $C_2$	7.5
通常エージェント 2	10	リンク $C_3$	20
通常エージェント 3	5.77	リンク $C_1$	7.5
		リンク $C_4$	7.5
通常エージェント 4	4.69	リンク $C_2$	7.5
		リンク $C_3$	—
		リンク $C_4$	7.5

表 3.2 において，— は遅延情報が到着しないことを示す．表より，通信エージェントの方が管理している通信リンクより遅延情報を大きな割合で受信できるのは，通信エージェントの解析において，通信ノードと通信リンクからのすべての呼の到着を，終了率によりまとめて解析しているためである．つまり，管理している通信ノードからの呼の到着率

が $\frac{4}{5}$ [個/クロック]であるのに対して、通信エージェントにおけるこの終了率は1[個/クロック]であるから、通信ノードからの呼の処理には $\frac{1}{5}$ 余ることになる。これが通信リンクからの呼の処理に割り当てられてしまい、通信エージェントにおける1つの通信リンクに対する処理能力は1[個/クロック]を越えることになる。そのため、通信エージェント全体の処理能力が向上しているのである。しかし、通信エージェントにおける通信リンクの呼に対する処理能力が1[個/クロック]を越えることはないため、表3.2において、通信エージェントの遅延情報を受信できる割合には、管理している通信リンクの値を参考にする必要がある。

上記に基づいて、各通信エージェントが遅延情報を交換(送受信)できる割合を考える。通常エージェント2以外が、遅延情報を最大7.5クロックに1回の割合で受信できるからといって、すべての通信エージェントがこの割合で遅延情報を送信した場合、通信網全体の混雑度は高くなる。そのため、ポイントノード数0(非階層型)の場合、通信エージェント間の遅延情報の交換は、通常エージェント2が受信できる割合にあわせて、最大20クロックに1回の割合で行なうことになる。

また、通常エージェント2の通信リンク $C_3$ が他の通信リンクよりも混雑度が高くなりやすいことが表れているように、この通信リンクが通信網においてボトルネックになっていることが分かる。

### 3.4.3 ポイントノード数1

ポイントノード数1の場合のポイントノードの設定方法を図3.5に示す。図において、細線のノードは通常エージェントが管理している通常ノードであり、太線のノードはポイントエージェントが管理しているポイントノードである。また、破線はポイント領域を示す。

パターン1~3の場合は、ポイントノード数0の場合と同じ非階層のポイント領域設定になってしまい無意味になる。そのため、ポイントノード数1でポイントノードを設定する場合には、パターン4のように行なう必要がある。そこで、ポイントノード数1の場合ではパターン4の解析を行なう。表3.3には、この場合の各々の通信エージェントが管理している通信リンクの遅延情報の送信先を示す。ただし、解析方法はポイントノード数0の場合と同様であるため、ここでは結果・考察だけを述べる。詳細は付録A.1を参照して頂きたい。

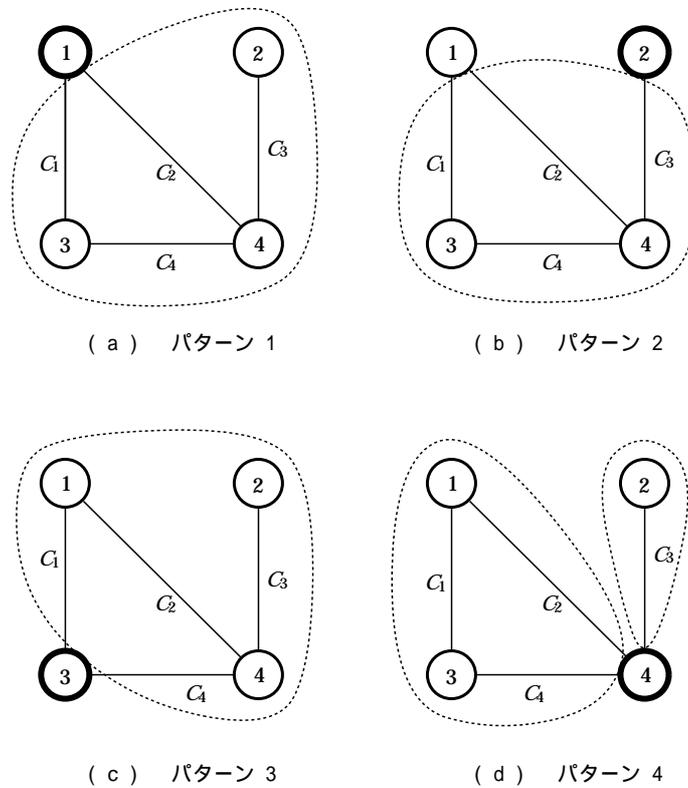


図 3.5: ポイントノード設定 (ポイントノード数 1)

表 3.3: 遅延情報の送信先 (ポイントノード数 1)

通信エージェント名	通信リンク名	送信先
通常エージェント 1	リンク $C_1$	→ ポイントエージェント 4
	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 3
通常エージェント 2	なし	
通常エージェント 3	リンク $C_1$	→ ポイントエージェント 4
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1
ポイントエージェント 4	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 3
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1

## 結果と考察

ポイントノード数 1 の場合の各通信エージェント / リンクが受信できる , つまり , 他の通信エージェントが遅延情報を送信できる最大のクロック間隔を表 3.4 に示す .

表 3.4: ポイントノード数 1 (階層型) の解析

通信エージェント名	最大間隔 [clock]	通信リンク名	最大間隔 [clock]
通常エージェント 1	3.46	リンク $C_1$	4.5
		リンク $C_2$	4.5
通常エージェント 2	-	リンク $C_3$	-
通常エージェント 3	3.46	リンク $C_1$	4.5
		リンク $C_4$	4.5
ポイントエージェント 4	2.81	リンク $C_2$	4.5
		リンク $C_3$	-
		リンク $C_4$	4.5

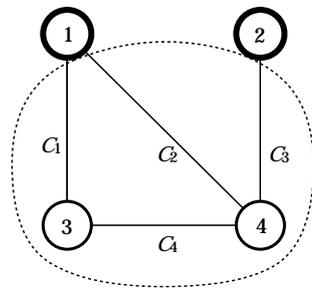
表 3.4 において , - は遅延情報が到着しないことを示す . 表より , 通信ノード 4 をポイントノードに設定したため , 通常エージェント 2 への遅延情報の送信がなくなり , 各通信エージェントは遅延情報を最大 4.5 クロックに 1 回の割合で交換 (送受信) できることが示されている .

ポイントノード数 0 (非階層型) の解析結果 (表 3.2) では , 通信リンク  $C_3$  がボトルネックになっており , 各通信エージェントはこれの混雑度を考慮して遅延情報の交換頻度を決める必要があったが , 通信ノード 4 をポイントノードに設定することで , 通信リンク  $C_3$  への遅延情報の送信を無くし通信量を減らしている . これにより , 各通信エージェントの遅延情報の交換数が減ったため , 全体の遅延情報の交換頻度の割合も大きくなっている .

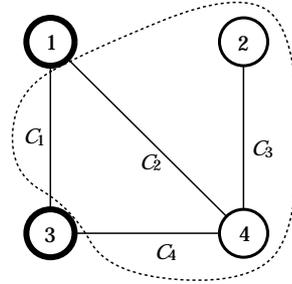
### 3.4.4 ポイントノード数 2

ポイントノード数 2 の場合のポイントノードの設定方法を図 3.6 に示す .

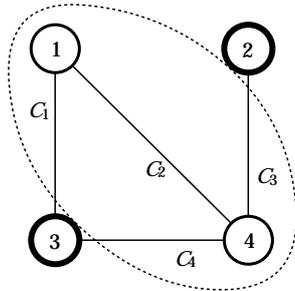
パターン 1~3 の場合は , ポイントノード数 0 の場合と同じ非階層のポイント領域設定になってしまい無意味になる .



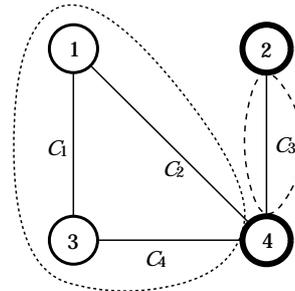
( a ) パターン 1



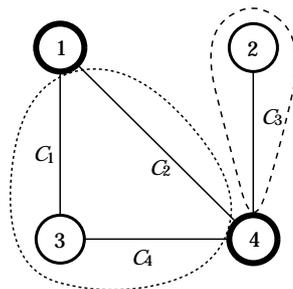
( b ) パターン 2



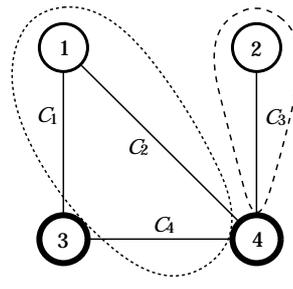
( c ) パターン 3



( d ) パターン 4



( e ) パターン 5



( f ) パターン 6

図 3.6: ポイントノード設定 (ポイントノード数 2)

パターン 4~6 の場合は、先程のポイント ノード 数 1 で階層化したのと同じである。パターン 4 において、通信リンク  $C_3$  のポイント領域の遅延情報を必要としている他のポイントエージェントが存在しないため、ポイント ノード 数 1 と同様にどこにも送信されない。また、パターン 5, 6 において、通信エージェント 1, 3, 4 は左側のポイント領域内で、ポイント ノード 数 1 と同様に経路選択を行ない、遅延情報の交換も行なう。

ポイントエージェントがポイント領域内では通常エージェントと同様に機能するため、通信エージェント 1, 3, 4 にとっては、パターン 4~6 における左側のポイント領域もポイント ノード 数 1 における左側のポイント領域も同じである。また、管理しているポイント領域の遅延情報を必要とする他のポイントエージェントが存在しないため、通信網全体の混雑度もポイント ノード 数 1 による階層化と変わりはない。

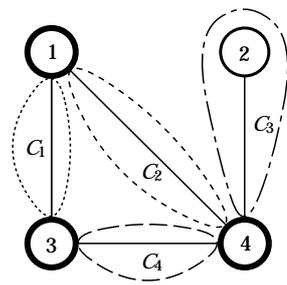
### 3.4.5 ポイント ノード 数 3

ポイント ノード 数 3 の場合のポイント ノード の設定方法を図 3.7 に示す。

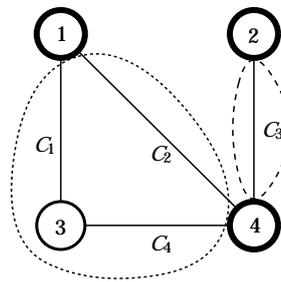
パターン 1 の場合は、ポイント ノード 数 1 の階層化と同じである。通信リンク  $C_3$  の遅延情報の交換は行なわれず、ポイントエージェント 1, 3, 4 間ではその他の通信リンク (ポイント領域) の遅延情報の交換が行なわれる。通信リンクとポイント領域の閾値は異なるが、ポイントエージェント間で交換されるこれらの遅延情報は、すべて 1 つの通信リンクであるので、交換の頻度を通信リンクの場合と同じにしても問題ない。また、ポイントエージェントは、他のポイント ノードを経由して宛先のポイント ノード / エージェントまでの経路選択を行なえる。以上のことから、ポイント ノード 数 1 の階層化と同じであり、パターン 1 の設定は無意味であるといえる。

パターン 2, 3 の場合は、これもポイント ノード 数 1 の階層化と同じに見えるが異なる階層化である。ポイント ノード 数 1 の階層化と同様に、左側のポイント領域において、通信エージェント 1, 3, 4 は経路選択や遅延情報の交換を行なう。その意味では、パターン 2, 3 はポイント ノード 数 1 の階層化と同じに見える。しかし、通信リンク  $C_3$  がポイント領域に設定されており、この領域を管理していないポイントエージェント<sup>3</sup>が存在するため、遅延情報を送信しなければならない。また同様に、ポイントエージェント 2 は、左側のポイント領域の遅延情報を受信しなければならない。以上のことから、ポイント ノード 数 1 の階層化とは異なるといえるが、ポイント領域の遅延情報の交換が必要になるため、

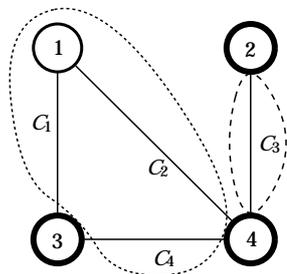
<sup>3</sup>パターン 2 の場合、ポイントエージェント 1。パターン 3 の場合、ポイントエージェント 3。



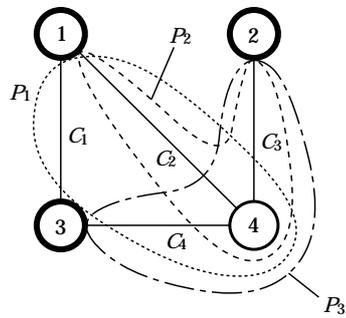
( a ) パターン 1



( b ) パターン 2



( c ) パターン 3



( d ) パターン 4

図 3.7: ポイントノード設定 (ポイントノード数 3)

ポイントノード数 1 の階層化より通信網全体の通信量は増加し，全体の性能は低下することになるから，パターン 2, 3 の設定は無意味であるといえる．

パターン 4 の場合は，ポイント領域には基本的に 2 つのポイントノードに挟まれた通信ノード / リンクを設定するために，ポイント領域の共有が生じている．このポイントノード設定は，ポイント領域が共有しているという点で今までの設定と大きく異なるが，ポイントノード数 3 でポイントノードを設定するとパターン 4 のようになる．そこで，ポイントノード数 3 の場合ではパターン 4 の解析を行なう．表 3.5 には，各々の通信エージェントが管理している通信リンクとポイント領域の遅延情報の送信先を示す．ただし，解析方法はポイントノード数 0 の場合と同様であるため，ここでも結果・考察だけを述べる．詳細は付録 A.2 を参照して頂きたい．

表 3.5: 遅延情報の送信先 (ポイントノード数 3 のパターン 4)

通信エージェント名	通信リンク名 / ポイント領域名	送信先
ポイントエージェント 1	領域 $P_1$	→ ポイントエージェント 2
	領域 $P_2$	→ ポイントエージェント 3
	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 4
ポイントエージェント 2	なし	
ポイントエージェント 3	領域 $P_1$	→ ポイントエージェント 2
	領域 $P_3$	→ ポイントエージェント 1
	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 4
通常エージェント 4	リンク $C_2$	→ ポイントエージェント 2, 3
	リンク $C_3$	→ ポイントエージェント 1, 3
	リンク $C_4$	→ ポイントエージェント 1, 2

## 結果と考察

ポイントノード数 3 の設定パターン 4 の場合，通信リンクとポイント領域の遅延情報の交換が存在するため，各々の到着比率  $\alpha, \beta$  を考慮する必要がある．ここでは，任意に 3 種類の到着比率を取り上げて解析した．

その結果，各通信エージェント / リンクが受信できる，つまり，他の通信エージェントが遅延情報を送信できる最大のクロック間隔を到着比率ごとに次の表 3.6 に示す．

表 3.6: ポイントノード数 3 (パターン 4) の解析

通信エ ーजे ント名	最大間隔 [clock] (リンク / 領域)			通信リ ンク名	最大間隔 [clock] (リンク / 領域)		
	到着比率 ( $\alpha : \beta$ )				到着比率 ( $\alpha : \beta$ )		
	1 : 1	3 : 1	1 : 3		1 : 1	3 : 1	1 : 3
ポ 1	8.08 / 3.46	5.38 / 6.92	16.15 / 2.31	$C_1$	9 / 6	6 / 12	18 / 4
				$C_2$	12 / 3	8 / 6	24 / 2
ポ 2	10 / 10	6.67 / 20	20 / 6.67	$C_3$	20 / 20	13.33 / 40	40 / 13.33
ポ 3	8.08 / 3.46	5.38 / 6.92	16.15 / 2.31	$C_1$	9 / 6	6 / 12	18 / 4
				$C_4$	12 / 3	8 / 6	24 / 2
通 4	3.75 / 5.63	2.5 / 11.25	7.5 / 3.75	$C_2$	6 / 9	4 / 18	12 / 6
				$C_3$	- / -	- / -	- / -
				$C_4$	6 / 9	4 / 18	12 / 6

表 3.6 において， / の左側は通信リンクの遅延情報の間隔，右側はポイント領域の遅延情報の間隔を示す．また， - は遅延情報が到着しないことを示す．

ポイントノード数 3 のパターン 4 では，ポイントエージェント 2 は遅延情報を受信するため，ポイントノード数 0 (非階層型) と同様に，到着比率に関わらず通信リンク  $C_3$  がボトルネックになっている．また，ポイント領域が共有しているため，その箇所にあたるポイントエージェント 1, 3 の通信リンク  $C_2, C_4$  が，ポイントノード数 0, 1 の場合と比べて混雑しやすくなっている．つまり，ポイント領域を共有させたことで，ボトルネック的な通信リンクを新たに発生させている．

また，今回の解析は，通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着比率を任意の 3 種類で行なったが，この比率は，通常エージェントとポイントエージェントのどちらの経路選択の精度を重視するかによると考えられる．両方とも重視するのであれば，やはり 1 : 1 の比率で遅延情報の交換を行なうべきと考えられる．

### 3.4.6 ポイント ノード 数 4

ポイントノード数 4 の場合のポイントノードの設定方法を図 3.8 に示す .

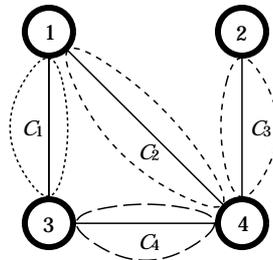


図 3.8: ポイントノード設定 (ポイントノード数 4)

ポイントノード数 4 の場合、つまり、すべての通信ノードをポイントノードに設定した場合、1 つの通信リンクにつき 1 つのポイント領域が設定されるため、ポイントノード数 0 と同じ非階層であり無意味になる。ただし、遅延情報の交換頻度を決める閾値は、ポイント領域のものが用いられるが、上記の理由からポイント領域の閾値を通信リンクの閾値と同じにしても問題はない。

### 3.4.7 結論

ポイントノード数 0~4 における設定の解析において、通信網全体の通信量を考慮した場合の各通信エージェントが遅延情報を交換(送受信)できる最大の割合と、そのポイントノード数におけるすべての通信エージェントの中で、最も受信できる通信エージェントの最大の割合、またそれら 2 つの差を表 3.7 に示す。

表 3.7: ポイントノード数に対する解析結果

ポイントノード数	最大交換間隔 [clock] (リンク/領域)	最々大交換間隔 [clock] (リンク/領域)	交換間隔差 (リンク/領域)
0	20 / -	7.5 / -	12.5 / -
1	4.5 / -	4.5 / -	0 / -
2	4.5 / -	4.5 / -	0 / -
3	20 / 20	6 / 3	14 / 17
4	- / 20	- / 7.5	- / 12.5

表 3.7 において、最大交換間隔が各通信エージェントが遅延情報を交換(送受信)できる最大の割合であり、最々大交換間隔がすべての通信エージェントの中で、最も受信できる通信エージェントの最大の割合を示す。なお、ポイントノード数 3 の場合には、通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着比率が 1 : 1 の場合を記載した。

表 3.7 より、ポイントノード数が多ければ良いというものではないことが分かる。また、ポイントノードを管理するポイントエージェントには、通常エージェントより高い機能が要求され、それだけ設備コストが高くなる。そのため、冗長的なポイントノードは含まない方が良く考えられるから、解析に用いた通信網では、ポイントノード数 1 による階層化で、ポイントノードを設定するのが最適であるといえる。

また、表 3.7 の交換間隔差は、通信網における呼の負荷分散度を表すと考えられる。つまり、通信リンクにより受け入れられる通信量が異なるため、各通信エージェントは全体の性能を考慮して、最も混雑しやすい通信リンクにあわせて遅延情報の送信間隔を決定しなければならない。そのため、この交換間隔差は、遅延情報の交換により、最も混雑しやすい通信リンクにあわせた送信間隔と最も混雑しにくい通信リンクの受け入れ間隔を表しており、この値が大きいほど通信網における呼の負荷分散ができていないことになる。

解析に用いた通信網は、非階層 (ポイント ノード数 0) の状態で既にボトルネックが存在した通信網であったためこの値は大きいですが、ポイント ノード数 1 の階層化により、呼の負荷分散は均等になっている。しかし、ポイント ノード数 3 になると、ポイント領域が共有したために、呼が領域で共有している通信リンクに集中してしまい、ボトルネック的な通信リンクを新たに発生させたため、この値は大きくなっている。

また、ポイント ノード数 1, 2, 4 の解析では、ポイント ノードに次数の高い通信ノードを優先的に設定しないと、階層化がされなかったり、ポイント ノード数が 1 つ少ない場合と同じ階層化になってしまうことが見られた。

以上のことから、ポイント ノード設定については次のことがいえると考えられる。

- 分岐しているような次数の高いすべての通信ノードは、ポイント ノードに設定すべきである。また、設定後にポイント領域の共有などがなければ、無理にポイント ノードを増設するべきではない。

これは、ポイント ノード数 1, 2, 4 の解析で見られたような冗長的な階層化を防ぐ意味がある。また、ポイント ノード数 3 の解析で見られたように、分岐しているような次数の高い通信ノードを通常ノードとして残してしまうと、それだけ多くのポイント ノードへの経路が存在し、ポイント領域を共有する通信ノードとなる。したがって、これに接続されている通信リンクが新たにボトルネック的な存在になることを防ぐ意味もある。

ただし、通信網の結合が完全グラフのような場合、ほとんどの通信ノードが分岐していることになり、ポイント ノードを設定すると非階層とほとんど変わらないため、上記の手法は無意味になる。しかし、分散探索の対象となる分散問題解決ではエージェントの結合は疎結合であるから、通信網の結合も疎結合であるとする。そのため、エージェントの階層化は可能であり、これにより通信網の大規模化によるエージェント数増加の通信量問題に対応できると考えられる。

また、上記の手法によるポイント ノードの設定後、解析で見られた次の内容が生じないことは保証されないため、再検討を行ない設定を進める必要があると考えられる。

- 冗長的な階層化。
- ポイント領域の共有化。

冗長的な階層化が生じた場合、他通信ノードをポイント ノードに設定して再検討することが解決策として考えられる。ポイント領域の共有化が生じた場合は、共有化している通常ノードをポイント ノードの設定候補として再検討することが解決策として考えられる。

# 第 4 章

## 実験

前章における解析結果をもとに，シミュレーションによる図 4.1 の通信網の実験を行った。

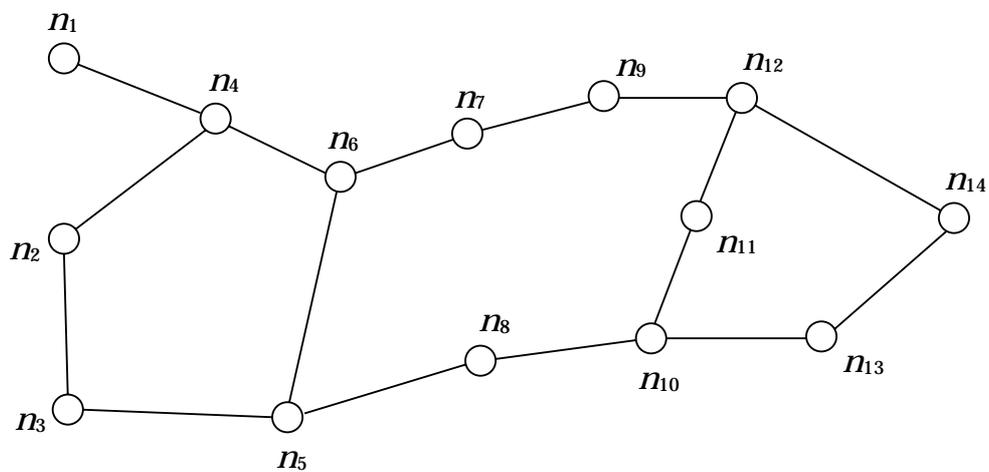


図 4.1: 実験通信網

## 4.1 実験方法

### 4.1.1 システム環境

実験は、1 台の計算機によるマルチスレッドの疑似並列動作により行なった。使用したシステム環境は次の通りである。

- 計算機： Digital Personal Workstation 200i (DEC 社製)
  - CPU： Pentium Pro 200MHz (256KB L2 キャッシュ) [single]
  - メモリ： FastPage DRAM 256MB
- OS： Microsoft Windows NT 4.0 Workstation (マイクロソフト社製)

プログラム作成には Java 言語を用い、開発環境は JDK1.0.2 [19][20][21] を使用した。

### 4.1.2 実験パターン

実験は、まず従来分散探索であるポイントノード数 0 (非階層型) の場合を行ない、次にポイントノード数 5 における 2 種類の設定について行なった。図 4.2, 図 4.3 には、ポイントノード数 5 の設定における 2 つのパターンを示す。

図 4.2 のパターン 1 のポイントノード設定は、前章での解析結論に基づいて設定し、階層化したものである。そのため、分岐した通信ノードをポイントノードに設定している。この場合とポイントノード数 0 の場合を比較することで、階層型分散探索の有効性が確認できる。

図 4.3 のパターン 2 のポイントノード設定は、パターン 1 で設定した 2 つのポイントノードを通常ノードに設定した。そのため、ポイントノードより次数の高い通常ノードが存在することになり、ポイント領域の共有が生じている。この設定とパターン 1 の設定を比較することで、分岐しているような次数の高い通信ノードをポイントノードに設定することの有用性が確認できる。

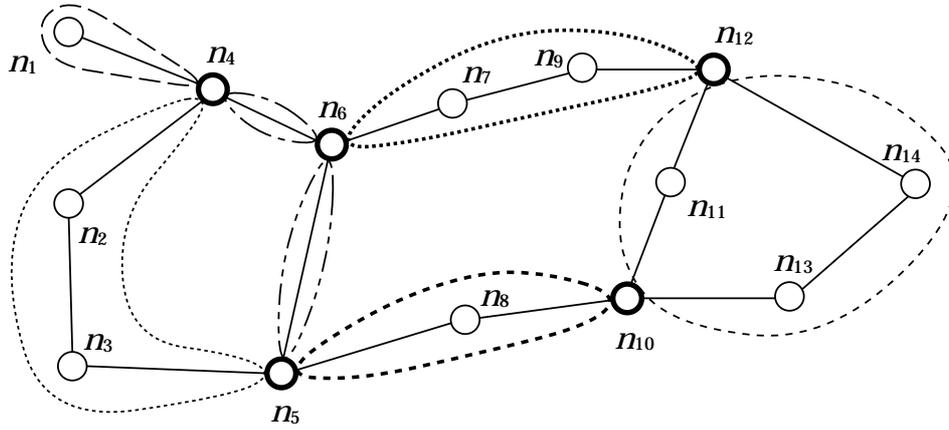


図 4.2: ポイントノード数 5 による設定 (パターン 1)

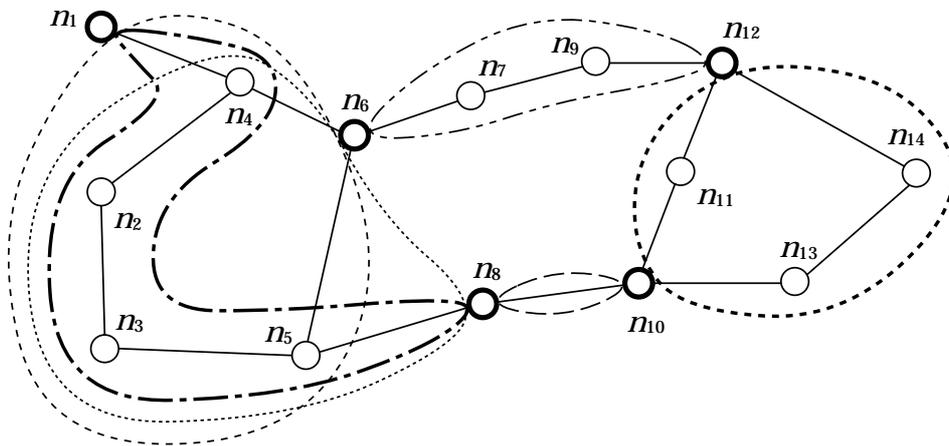


図 4.3: ポイントノード数 5 による設定 (パターン 2)

### 4.1.3 動作・評価方法

各通信ノードにおけるメッセージの生起率は単位クロックあたり 0.5 とし、宛先はランダムに決定するものとした。また、各通信リンクはキューをモデル化したものである。つまり、通信リンクに流入する呼（メッセージ/遅延情報）はキューに入れられ、その到着側の通信ノードを管理している通信エージェントにより、単位クロックごとに取り出される（受信する）。そのため、キュー内の呼数とその通信リンクの混雑度（通信遅延）になる。また、各通信エージェントは、管理している通信リンクと通信ノードから到着する各々の呼を、単位クロックあたり 1 個処理できるものとし、処理時間にはある一定の上限はあるものの、ランダムな時間で処理をする。

各パターンの実験は、ポイント領域の閾値 $\delta_2$ を $\delta_2 = 30$ （一定）とした上で、通信リンクの閾値 $\delta_1$ を変化させて行なった。実験の評価には、各通信ノードにおいて発生した 1000 個のメッセージが宛先に到着し、返信メッセージを受信するまでの経路の単位長さあたりの伝達速度を用い、通信網全体の平均伝達速度を評価値とする。そのため、この値が小さいほど、全体の性能が優れていることになる。また、通信網全体やある通信リンクの平均混雑度も用いて各実験を評価する。

## 4.2 実験結果

### 4.2.1 平均伝達速度

図 4.4 には，通信リンク閾値ごとの通信網全体における単位長さあたりの平均伝達速度の結果を示す．図 4.5 は，図 4.4 を拡大したものである．

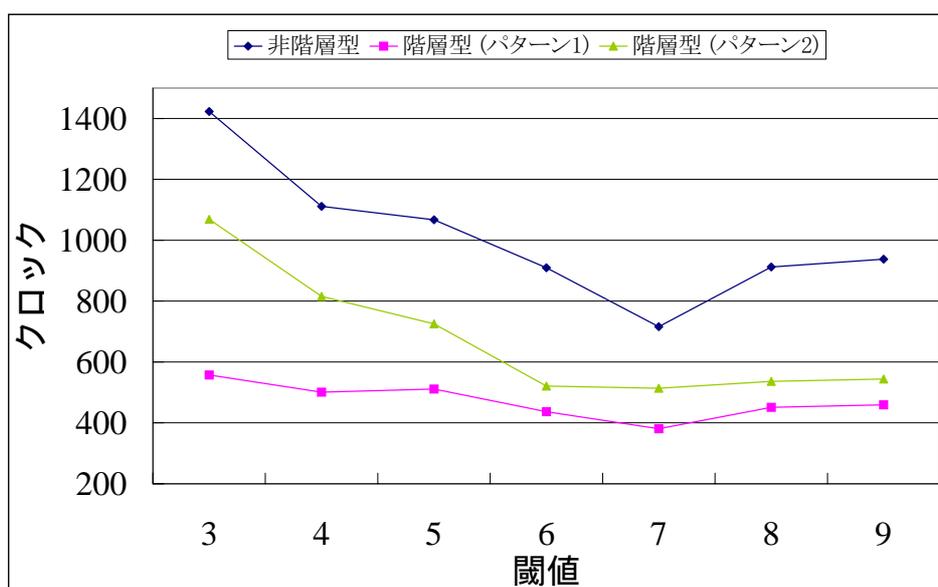


図 4.4: 単位長さあたりの平均伝達速度

図 4.4, 図 4.5 より，階層型分散探索の設定パターン 1 の性能が最も優れていることが示されている．また，どの実験においても，ポイント領域の閾値  $\delta_2 = 30$  のもとでは，通信リンクの閾値  $\delta_1$  が 7 の場合が最適であることも示されている．閾値が小さい場合は遅延情報の交換が頻繁に行なわれるため，通信量が増加し全体の性能は優れていない．閾値が最適値より大きくなると，通信遅延の推測値の精度の悪化による全体の性能の低下が見られるが，通信量の増加がないために，最適値の場合との差は閾値が小さい場合よりも少ないと考えられる．

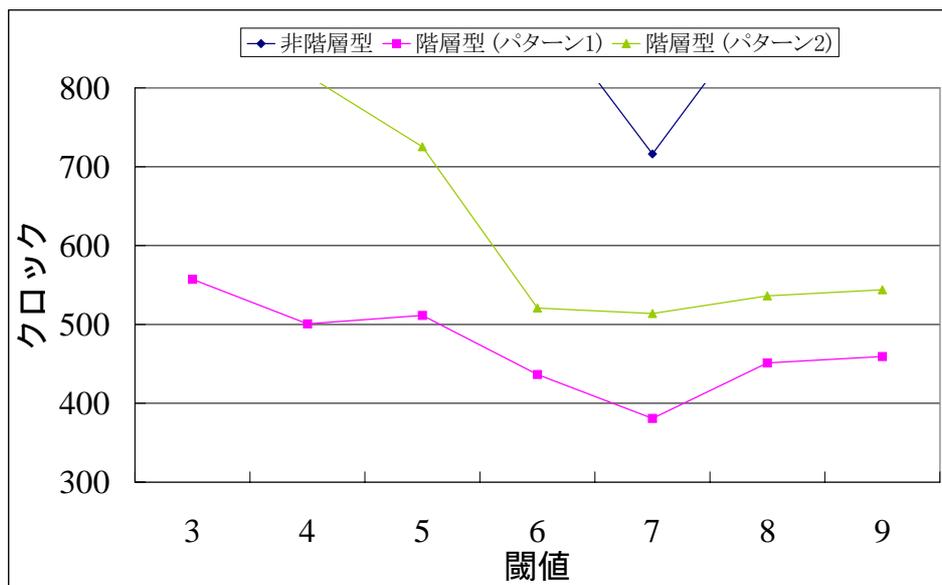


図 4.5: 単位長さあたりの平均伝達速度 (図 4.4 の拡大)

#### 4.2.2 平均混雑度

図 4.6 には、閾値ごとの通信網全体における単位長さあたりの平均伝達速度の結果を示す。図 4.7 は、図 4.6 を拡大したものである。

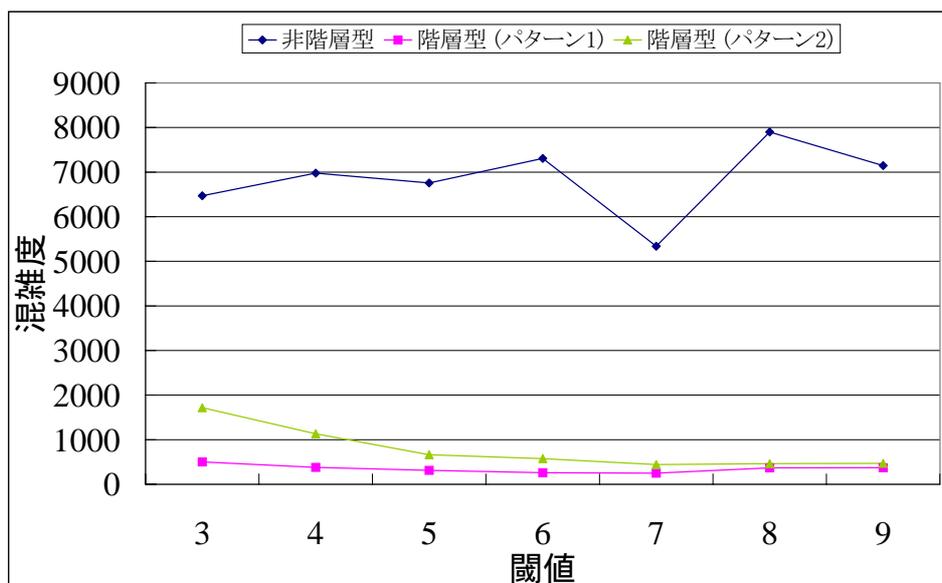


図 4.6: 平均混雑度

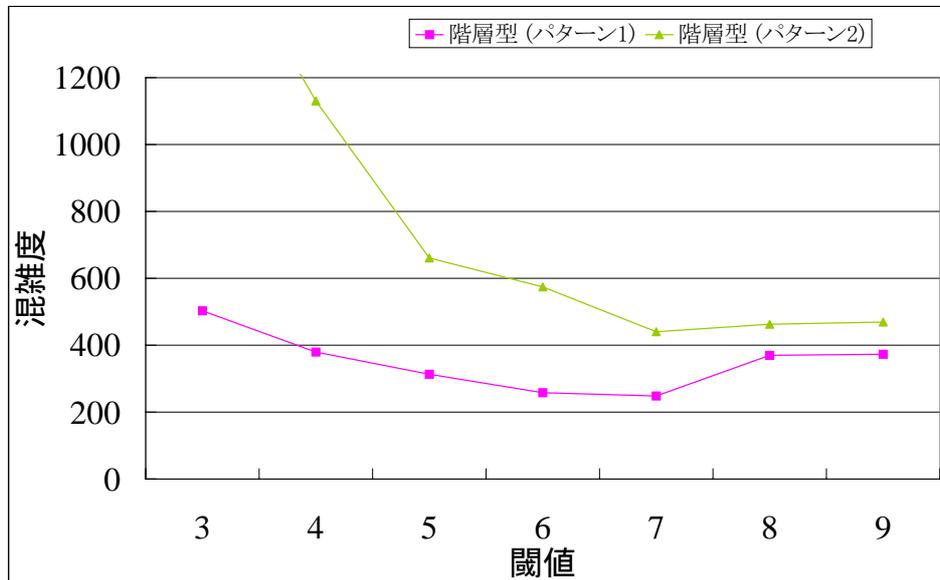


図 4.7: 平均混雑度 (図 4.6 の拡大)

図 4.6, 図 4.7 より, 平均伝達速度の最適値が 7 であったため, やはり平均混雑度が最も低い閾値も 7 になっている. また, 実験に用いている通信網の構造としては, 閉路になっている左右の通信網が 2 つの経路により接続されているような構造である. そのため, 通信ノードにおいて発生するメッセージの宛先はランダムに決定され, かつ従来の分散探索では管理していない通信リンクの遅延情報はすべて受信するから, その 2 つの経路がボトルネック的な存在になることが予想される. 図 4.8 には, 非階層型 (ポイントノード数 0) の最適値 7 における通信リンク別の平均混雑度を示す.

2 つの経路とは, 通信ノード 5-10, 6-12 間の経路であり, 図 4.8 においては通信リンク名が Link58 ~ 129 の値がこれらの平均混雑度を表している. この図から, やはりこの 2 つの経路は通信網においてボトルネックであると考えられ, これが全体の性能低下の大きな要因であると考えられる.

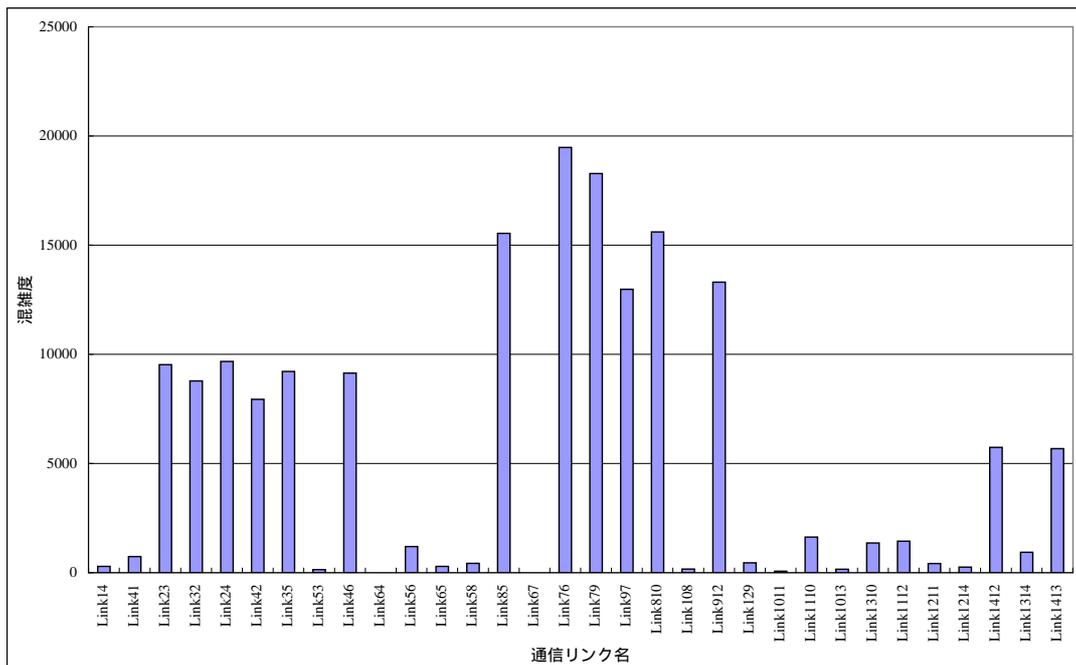


図 4.8: 非階層型の最適値 7 における通信リンク別平均混雑度

同じ最適値 7 において、非階層型の分散探索によるこの状態が階層型分散探索では、図 4.9 ような通信リンクの混雑状況になる。

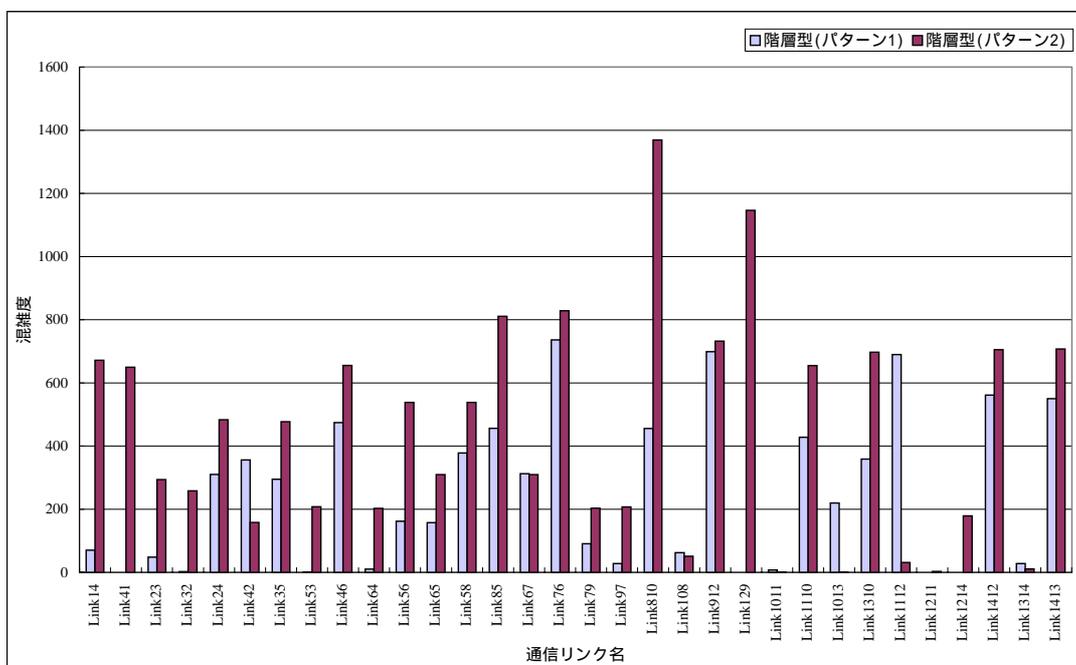


図 4.9: 階層型の最適値 7 における通信リンク別平均混雑度

図 4.9 より，階層型のどちらの設定パターンにおいてもボトルネックが解消され，通信リンクの混雑度がほぼ分散されていることが見てとれる．階層型分散探索は，ポイントノードを設定することで，ポイントエージェントによる部分網の管理を行ない通信量を抑えるが，結果的には物理的接続のボトルネックも解消する手法であると考えられる．

また，設定パターン 1 と 2 の相違は，ポイント領域が共有しているか否かであったが，最適値 7 における通信リンクの混雑度には大きな差はない．そこで，図 4.10 に閾値 3 の場合の各々の設定パターンにおける通信リンク別の平均混雑度を示す．

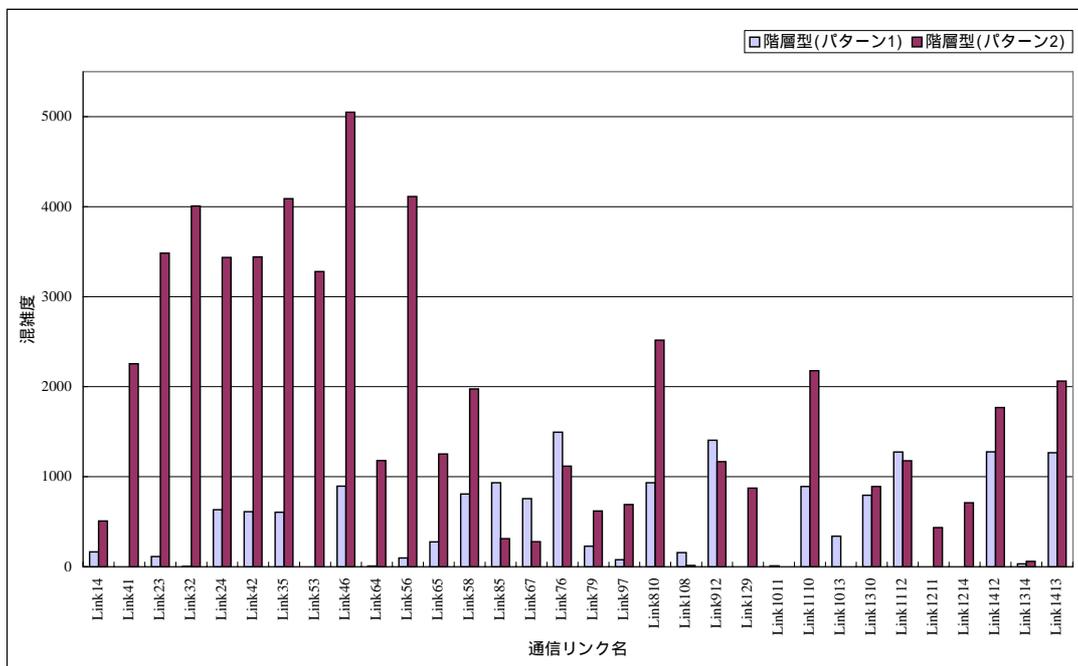


図 4.10: 階層型の閾値 3 における通信リンク別平均混雑度

設定パターン 2 では，ポイントエージェント 1, 6, 8 のポイント領域が共有していた．その領域に含まれる通信リンクは，図 4.10 では Link14 ~ 85 までであり，その混雑度は設定パターン 1 に比べて高く，かつ集中している．これは，ポイント領域が共有している場合，情報交換の頻度が高くなると通信リンクが混雑しやすくなることを示している．また，閾値が最適値に近くなると，設定パターン 1 と 2 の平均混雑度の差は小さくなるが，これは遅延情報の交換による通信量が減少したためであると考えられる．しかし，メッセージは閾値に無関係に発生し，これらが共有しているポイント領域の通信リンクに集中する

ため、ポイント領域の共有を含む階層型の平均混雑度は、含まない階層型のそれと差が縮小しても同じになることはないと考えられる。実際、図 4.9 の最適値 7 における値において、設定パターン 2 のほとんどの通信リンクの平均混雑度が設定パターン 1 のそれより多少高くなっている。

以上の実験結果から、より大規模な通信網に階層型分散探索は有効であると考えられる。また、第 3 章の解析結論と同様に、ポイント領域を共有させないために、分岐しているような次数の高い通信ノードをポイントノードに設定すべきであると考えられる。

## 第 5 章

### 評価・考察

探索問題における動的問題の例題として通信網経路選択問題を取り上げ，エージェント数の増加による通信量問題を解決する手法として階層型分散探索を提案した．

通信網経路選択問題を従来の分散探索により解決する場合，通信エージェントは1つの通信ノードとそれに接続されている通信リンクを管理するため，経路選択には管理していない通信リンクの推測値（通信遅延）が必要になる．そのため，遅延情報の交換が必要となり，通信網の大規模化によるエージェント数増加の通信量問題に対応できない．

階層型分散探索は，従来の分散探索において，部分網の管理も行なうポイントエージェントと呼ぶ通信エージェントを新たに設け，遅延情報の交換を部分的に行なうことで，より大規模な通信網における通信量問題に対応する探索手法である．ポイントエージェントが管理する通信ノードをポイントノードと呼び，管理する部分網をポイント領域と呼んだ．その領域を決定するのがポイントノードであったが，これの設定方法により，通信網全体におけるポイント領域の構成が異なり，通信網全体の通信量に大きな影響を与えることが考えられる．そのため，待ち行列モデルによる通信量解析により，ポイントノードには分岐しているような次数の高い通信ノードを設定する方法を示した．また，この設定方法は通信網のシミュレーション実験を通して，よりの確であると考えられる．また実験結果より，階層型分散探索は物理的接続のボトルネックの解消にもつながる手法であることが得られた．

今後の課題としては以下の内容が挙げられる．

- 経路選択：

通信リンクの混雑度の動的変化に対応するために，通信エージェントの経路選択は，

隣接する通信エージェントまでしか保証されておらず，そこから先の経路選択は中継する通信エージェントに委ねている．つまり，宛先に対する呼の到着は保証されていないため，これを保証する経路選択の機構が必要であると考えられる．

- 情報交換：

通信エージェントは，遅延情報が必要な他の通信エージェントに対して，個別に情報を送信している．しかし，この方法に限定する必要がなければ，階層型分散探索におけるポイント領域内では，遅延情報を回覧版のように伝達することで，領域内の通信量増加を抑え，全体の性能を向上させることが考えられる．

- 通信制御：

通信エージェントは，閾値を用いて遅延情報の交換による通信量の制御を行なっている．呼の生起や通信リンクの混雑の仕方には様々な状況が考えられるため，全体の性能を最適にするための状況にあわせた通信エージェント自身による閾値の調節機構が必要であると考えられる．

## 謝辞

本研究を進めるにあたって，御指導して頂いた平石 邦彦助教授に深謝する．また，有益な助言を頂いた同研究室の諸氏にも感謝の意を表したい．

## 参考文献

- [1] 北村 泰彦, 辰巳 昭治, 奥本 隆昭: “状態空間表現による分散型問題解決の定式化”, 電子情報通信学会, 人工知能と知識工学研究会, AI92-48, pp.61-68, 1992
- [2] 横尾 真, Edmund H. Dufee: “分散探索による分散問題解決の定式化”, マルチエージェントと協調計算 I, pp.73-85, 近代科学社, 1992
- [3] 北村 泰彦, 小川 均: “分散探索に基づく分散問題解決モデル”, 計測と制御, pp.21-26, Vol.33 No.1 Jan. 1994
- [4] 横尾 真: “分散探索とその周辺”, コンピュータソフトウェア, pp.33-42, Vol.12 No.1 Jan. 1995
- [5] 浅間 一: “マルチエージェントロボットシステム研究の動向と展望”, 日本ロボット学会誌, pp.428-432, Vol.10 No.4 Aug. 1992
- [6] 石田 亨, 片桐 恭弘, 桑原 和宏: 分散人工知能, p.96-103, コロナ社, 1996
- [7] 北村 泰彦, 鄭保創, 辰巳 昭治, 奥本 隆昭, S.Misbah Deen: “動的問題のための協調探索法”, マルチエージェントと協調計算 II, pp.137-147, 近代科学社, 1993
- [8] 北村 泰彦, 寺西 憲一, 辰巳 昭治, 奥本 隆昭: “分散探索における通信制御”, 情報処理学会研究報告, 人工知能 89-5, pp.41-50, 1993
- [9] 北村 泰彦, 寺西 憲一, 辰巳 昭治, 奥本 隆昭: “波及型探索における通信制御法とその評価”, マルチエージェントと協調計算 III, pp.185-192, 近代科学社, 1994
- [10] Kevin Knight: “Are Many Reactive Agents Better Than a Few Deliberative Ones?”, *In Proceedings of the 1993 International Joint of Conference on Artificial Intelligence*, Distributed AI, pp.432-437, 1993

- [11] 北村 泰彦, 寺西 憲一, 辰巳 昭治, 奥本 隆昭: “マルチエージェント実時間探索における組織化手法”, マルチエージェントと協調計算 IV, pp.85–91, 近代科学社, 1995
- [12] Richard E. Korf: “Real-Time Heuristic Search”, *Artificial Intelligence*, pp.189–211, Vol.42 1990
- [13] Nils J. Nilsson (白井 良明, 辻井 潤一, 佐藤 泰介 訳): 人工知能の原理, 日本コンピュータ協会, 1983
- [14] 白井 良明, 辻井 潤一: 人工知能, p.46, 岩波書店, 1982
- [15] J. A. Bondy, U. S. R. Murty (立花 俊一, 奈良 知恵, 田澤 新成 共訳): グラフ理論への入門, p.12, 共立出版, 1991
- [16] 秋山 稔: 情報通信網の基礎, 丸善, 1997
- [17] 萩原 春生, 中川 健治: 情報通信理論 1, 森北出版, 1997
- [18] 田村 武志: 情報通信ネットワークの基礎, 共立出版, 1995
- [19] 日本サン・マイクロシステムズ株式会社 サン・サービス エデュケーションサービス部: Java プログラミング講座, アスキー出版局, 1996
- [20] Paul Tyma, Gabriel Torok, Troy Downing (吉川 明広 訳): Java パワープログラミング, ソフトバンク, 1996
- [21] Scott Oaks, Henry Wong (戸松 豊和 監訳, 西村 利浩 訳): Java スレッドプログラミング, オライリー・ジャパン, 1997

# 付録 A

## ポイント ノード 設定解析の詳細

### A.1 ポイント ノード 数 1

ポイントノード数 1 によるポイントノード設定を図 A.1 に示す .

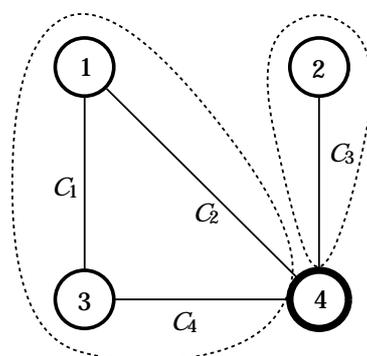


図 A.1: ポイント ノード 設定 (ポイントノード数 1)

表 A.1 には , 各々の通信エージェントが管理している通信リンクの遅延情報の送信先を示す .

#### 通常エージェント 1 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 1 の解析 表 A.1 より , 通常エージェント 1 は遅延情報を 2 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 2 である . また , 通信 ノード 1 は次数 2 である .

表 A.1: 遅延情報の送信先 (ポイントノード数 1)

通信エージェント名	通信リンク名	送信先
通常エージェント 1	リンク $C_1$	→ ポイントエージェント 4
	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 3
通常エージェント 2	なし	
通常エージェント 3	リンク $C_1$	→ ポイントエージェント 4
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1
ポイントエージェント 4	リンク $C_2$	→ 通常エージェント 3
	リンク $C_4$	→ 通常エージェント 1

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ゆえに，ある他の通信ノードへの発生 / 返信メッセージの生起率が $\frac{4}{15}$ であることと表 A.1 から，中継するメッセージ / 遅延情報到着率 $\lambda'_a$ は次のようになる．

$$\lambda'_a = \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( \frac{1}{2}\alpha + \frac{1}{2}\alpha \right) = \frac{8 + 15\alpha}{15}$$

ゆえに，到着率 $\lambda_a$ ，終了率 $\mu_a$ ，呼量 $\rho_a$ は次のようになる．

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \frac{8 + 15\alpha}{15} = \frac{32 + 45\alpha}{15} \\ \mu_a &= 3 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{32 + 45\alpha}{45} \end{aligned}$$

ゆえに， $\rho_a \leq 1$  より，

$$\frac{32 + 45\alpha}{45} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{13}{45} \approx \frac{1}{3.46}$$

ゆえに，他の通信エージェントは遅延情報を最大 3.46 クロックあたりに 1 回の割合で送信できることになる．

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着には，通常エージェント 3, 4 からの遅延情報と通信ノード 2, 3, 4 からの発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ゆえに，到着率  $\lambda_l$ ，呼量  $\rho_l$  は次のようになる．

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

ゆえに， $\rho_l \leq 1$  より，

$$\frac{4 + 9\alpha}{6} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{2}{9} = \frac{1}{4.5}$$

ゆえに，通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着では，最大 4.5 クロックあたりに 1 回の割合で遅延情報を送信できることになる．

通信リンク  $C_2$  の解析 通信リンク  $C_2$  の呼の到着率は，通常エージェント 1 の呼の到着率から通信ノード 1 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである．

ゆえに，通信ノードにおける発生 / 返信メッセージの生起率は  $\frac{4}{5}$  であるから，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{32 + 45\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 9\alpha}{6} = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

これは、通信リンク 1 の通信ノード 3 側からの到着と同一であり、通信リンク  $C_2$  の通信ノード 4 側からの到着でも、通信エージェントは最大 4.5 クロックあたりに 1 回の割合で遅延情報を送信できる。

### 通常エージェント 2 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 2 の解析 表 A.1 より、通常エージェント 2 は遅延情報を受信しないから遅延情報到着数  $m$  は 0 である。また、通信ノード 2 は次数 1 である。

また、ポイントノード数 0 の場合と同様、中継する呼は一切ないため、中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a = 0$  である。ゆえに、

$$\begin{aligned}\lambda_a &= \frac{8}{5} + 0 \cdot \alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} \\ \mu_a &= 2 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{4}{5}\end{aligned}$$

通信リンク  $C_3$  の解析 通信リンク  $C_3$  の呼の到着率は、通常エージェント 2 の呼の到着率から通信ノード 2 の呼の到着率を引いたものである。ゆえに、

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{8}{5} - \frac{4}{5} = \frac{4}{5}$$

### 通常エージェント 3 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 3 の解析 表 A.1 より、通常エージェント 3 は遅延情報を 2 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 2 である。また、通信ノード 3 は次数 2 である。

また、中継する呼の宛先は、送信元別に次のようになる。

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ゆえに，中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる．

$$\lambda'_a = \left\{ 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{8 + 15\alpha}{15}$$

ゆえに，

$$\lambda_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \frac{8 + 15\alpha}{15} = \frac{32 + 45\alpha}{15}$$

$$\mu_a = 3$$

$$\rho_a = \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{32 + 45\alpha}{45}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{32 + 45\alpha}{45} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{13}{45} \approx \frac{1}{3.46} \end{aligned}$$

これは，通常エージェント 1 の解析と同じ結果である．

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 1 側からの到着には，通信エージェント 1, 4 からの遅延情報と通常エージェント 1, 2, 4 からの発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left( 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 9\alpha}{6} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{2}{9} = \frac{1}{4.5} \end{aligned}$$

これは，通常エージェント 1 の通信リンク  $C_1$  の解析と同じ結果である．

通信リンク  $C_4$  の解析 通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は，通常エージェント 3 の呼の到着率から通信ノード 3 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{32 + 45\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 9\alpha}{6} = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

ゆえに， $\alpha \leq \frac{2}{9} = \frac{1}{4.5}$  であり，これは通常エージェント 1 の通信リンク  $C_2$  の解析と同じ結果である．

#### ポイントエージェント 4 と接続通信リンクの解析

ポイントエージェント 4 の解析 表 A.1 より，ポイントエージェント 4 は遅延情報を 2 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 2 である．また，通信ノード 4 は次数 3 である．

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード 2	1
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	1
	通信ノード 3	1
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード 2	1

ゆえに，中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる．

$$\begin{aligned} \lambda'_a &= \left\{ \left( 1 \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( 1 \cdot \frac{4}{15} \right) + \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left( \frac{1}{2}\alpha + \frac{1}{2}\alpha \right) \\ &= \frac{4 + 3\alpha}{3} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \frac{4 + 3\alpha}{3} = \frac{44 + 45\alpha}{15} \\ \mu_a &= 4 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{44 + 45\alpha}{60} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\frac{44 + 45\alpha}{60} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{16}{45} \approx \frac{1}{2.81}$$

通信リンク  $C_2$  の解析 通信リンク  $C_2$  の通信ノード 1 側からの到着には，通常エージェント 1, 3 からの遅延情報と発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	なし	—
通信エージェント 3	通信ノード 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$

ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left( 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \alpha \right) = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

ゆえに，

$$\frac{4 + 9\alpha}{6} \leq 1$$

$$\alpha \leq \frac{2}{9} = \frac{1}{4.5}$$

通信リンク  $C_3$  の解析 通信リンク  $C_3$  の通信ノード 2 側からの到着は，ポイントノード数 0 の場合と同様，通常エージェント 2 から他通信ノードへの発生 / 返信メッセージのみである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} = \frac{4}{5}$$

通信リンク  $C_4$  の解析 通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は，通常エージェント 4 の呼の到着率から通信ノード 4 と通信リンク  $C_2, C_3$  の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{44 + 45\alpha}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 9\alpha}{6} - \frac{4}{5} = \frac{4 + 9\alpha}{6}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 9\alpha}{6} &\leq 1 \\ \alpha &\leq \frac{2}{9} = \frac{1}{4.5} \end{aligned}$$

## A.2 ポイント ノード 数 3

ポイントノード数 3 によるポイントノード設定を図 A.2 に示す．

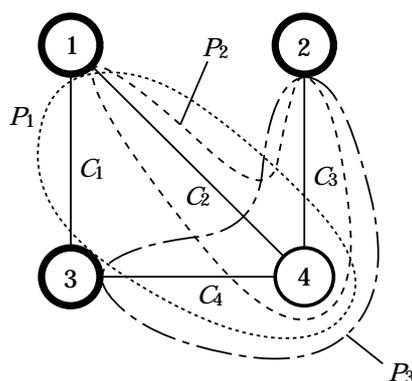


図 A.2: ポイントノード設定 (ポイントノード数 3)

表 A.2 には，各々の通信エージェントが管理している通信リンクの遅延情報の送信先を示す．

ポイントエージェント 1 と接続通信リンクの解析

ポイントエージェント 1 の解析 表 A.2 より，ポイントエージェント 1 は通信リンクの遅延情報を 2 つ，ポイント領域の遅延情報を 1 つ受信するから遅延情報到着数  $m, n$  は各々 2, 1 である．また，通信ノード 1 は次数 2 である．

表 A.2: 遅延情報の送信先 (ポイントノード数 3)

通信エージェント名	通信リンク名 / ポイント領域名	送信先
ポイントエージェント 1	領域 $P_1$	→ ポイントエージェント 2
	領域 $P_2$	→ ポイントエージェント 3
	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 4
ポイントエージェント 2	なし	
ポイントエージェント 3	領域 $P_1$	→ ポイントエージェント 2
	領域 $P_3$	→ ポイントエージェント 1
	リンク $C_1$	→ 通常エージェント 4
通常エージェント 4	リンク $C_2$	→ ポイントエージェント 2, 3
	リンク $C_3$	→ ポイントエージェント 1, 3
	リンク $C_4$	→ ポイントエージェント 1, 2

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ゆえに，ある他通信ノードへの発生 / 返信メッセージの生起率が $\frac{4}{15}$ であることと表 A.2 から，中継メッセージ / 遅延情報到着率 $\lambda'_a$ は次のようになる．

$$\begin{aligned} \lambda'_a &= \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2}\alpha + \frac{1}{2}\beta \right) + 2 \cdot \frac{1}{2}\alpha \right\} \\ &= \frac{16 + 45\alpha + 15\beta}{30} \end{aligned}$$

ゆえに，到着率 $\lambda_a$ ，終了率 $\mu_a$ ，呼量 $\rho_a$ は次のようになる．

$$\lambda_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \beta + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \beta + \frac{16 + 45\alpha + 15\beta}{30} = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{30}$$

$$\mu_a = 3$$

$$\rho_a = \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{90}$$

ゆえに， $\rho_a \leq 1$  より，

$$\frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{90} \leq 1$$

$$105\alpha + 45\beta \leq 26$$

これより，通信リンクとポイント領域の遅延情報の送信間隔は分からないが，これ以降，すべての通信エージェント / リンクについての解析終了後，これらの遅延情報の送信間隔を検討する．

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 3 側からの到着には，ポイントエージェント 3, 4 からの遅延情報と通信ノード 2, 3, 4 からの発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ゆえに，到着率 $\lambda_l$ ，呼量 $\rho_l$ は次のようになる．

$$\rho_l = \lambda_l = \left\{ \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2}\alpha + 2 \cdot \frac{1}{2}\beta \right) + 2 \cdot \frac{1}{2}\alpha \right\}$$

$$= \frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6}$$

ゆえに， $\rho_l \leq 1$  より，

$$\frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6} \leq 1$$

$$9\alpha + 6\beta \leq 2$$

通信リンク  $C_2$  の解析 通信リンク  $C_2$  の呼の到着率は，ポイントエージェント 1 の呼の到着率から通信ノード 1 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである．

ゆえに，通信ノードにおける発生 / 返信メッセージの生起率は  $\frac{4}{5}$  であるから，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{30} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6} = \frac{4 + 12\alpha + 3\beta}{6}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 12\alpha + 3\beta}{6} &\leq 1 \\ 12\alpha + 3\beta &\leq 2 \end{aligned}$$

ポイントエージェント 2 と接続通信リンクの解析

ポイントエージェント 2 の解析 表 A.2 より，ポイントエージェント 2 は通信リンクの遅延情報を 2 つ，ポイント領域の遅延情報を 3 つ受信するから遅延情報到着数  $m, n$  は各々 2, 2 である．また，通信ノード 2 は次数 1 である．

また，中継する呼はないため，中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a = 0$  である．ゆえに，

$$\begin{aligned} \lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + 2\beta + \lambda'_a = \frac{8 + 10\alpha + 10\beta}{5} \\ \mu_a &= 2 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{4 + 5\alpha + 5\beta}{5} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 5\alpha + 5\beta}{5} &\leq 1 \\ 5\alpha + 5\beta &\leq 1 \end{aligned}$$

通信リンク  $C_3$  の解析 通信リンク  $C_3$  の呼の到着率は，ポイントエージェント 2 の呼の到着率から通信ノード 2 の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{8 + 10\alpha + 10\beta}{5} - \frac{4}{5} = \frac{4 + 10\alpha + 10\beta}{5}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 10\alpha + 10\beta}{5} &\leq 1 \\ 10\alpha + 10\beta &\leq 1 \end{aligned}$$

### ポイントエージェント 3 と接続通信リンクの解析

ポイントエージェント 3 の解析 表 A.2 より, ポイントエージェント 3 は通信リンクの遅延情報を 2 つ, ポイント領域の遅延情報を 1 つ受信するから遅延情報到着数  $m, n$  は各々 2, 1 である. また, 通信ノード 3 は次数 2 である.

また, 中継する呼の宛先は, 送信元別に次のようになる.

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$

ゆえに, 中継メッセージ / 遅延情報到着率  $\lambda'_a$  は次のようになる.

$$\begin{aligned}\lambda'_a &= \left\{ 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \beta \right) + 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha \right\} \\ &= \frac{16 + 45\alpha + 15\beta}{30}\end{aligned}$$

ゆえに,

$$\begin{aligned}\lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + \beta + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \beta + \frac{16 + 45\alpha + 15\beta}{30} = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{30} \\ \mu_a &= 3 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{90}\end{aligned}$$

ゆえに,

$$\begin{aligned}\frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{90} &\leq 1 \\ 105\alpha + 45\beta &\leq 26\end{aligned}$$

これは, ポイントエージェント 1 の解析と同じである.

通信リンク  $C_1$  の解析 通信リンク  $C_1$  の通信ノード 1 側からの到着には, ポイントエージェント 1, 4 からの遅延情報と通信ノード 1, 2, 4 からの発生 / 返信メッセージがある. 到着する呼の宛先は, 送信元別に次のようになる.

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 4	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \rho_l = \lambda_l &= \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2} \alpha + 2 \cdot \frac{1}{2} \beta \right) + 2 \cdot \frac{1}{2} \alpha \right\} \\ &= \frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6} \end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6} &\leq 1 \\ 9\alpha + 6\beta &\leq 2 \end{aligned}$$

これは，ポイントエージェント 1 の通信リンク  $C_1$  の解析と同じである．

通信リンク  $C_4$  の解析 通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は，ポイントエージェント 3 の呼の到着率から通信ノード 3 と通信リンク  $C_1$  の呼の到着率を引いたものである．ゆえに，

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{64 + 105\alpha + 45\beta}{30} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 9\alpha + 6\beta}{6} = \frac{4 + 12\alpha + 3\beta}{6}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned} \frac{4 + 12\alpha + 3\beta}{6} &\leq 1 \\ 12\alpha + 3\beta &\leq 2 \end{aligned}$$

これは，ポイントエージェント 1 の通信リンク  $C_2$  の解析と同じである．

通常エージェント 4 と接続通信リンクの解析

通常エージェント 4 の解析 表 A.2 より，通常エージェント 4 は遅延情報を 2 つ受信するから遅延情報到着数  $m$  は 2 である．また，通信ノード 4 は次数 3 である．

また，中継する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	中継確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	1
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	通信ノード 1	1
	通信ノード 3	1
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 1	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 2	1

ゆえに，中継メッセージ / 遅延情報到着率 $\lambda'_a$ は次のようになる．

$$\begin{aligned}\lambda'_a &= \left\{ \left( 1 \cdot \frac{4}{15} + \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( 1 \cdot \frac{4}{15} \right) + \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left\{ \left( \beta + \frac{1}{2}\beta \right) + \left( \frac{1}{2}\beta + \beta \right) \right\} \\ &= \frac{4 + 9\beta}{3}\end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned}\lambda_a &= \frac{8}{5} + 2\alpha + \lambda'_a = \frac{8}{5} + 2\alpha + \frac{4 + 9\beta}{3} = \frac{44 + 30\alpha + 45\beta}{15} \\ \mu_a &= 4 \\ \rho_a &= \frac{\lambda_a}{\mu_a} = \frac{44 + 30\alpha + 45\beta}{60}\end{aligned}$$

ゆえに，

$$\begin{aligned}\frac{44 + 30\alpha + 45\beta}{60} &\leq 1 \\ 30\alpha + 45\beta &\leq 16\end{aligned}$$

通信リンク  $C_2$  の解析 通信リンク  $C_2$  の通信ノード 1 側からの到着には，ポイントエージェント 1, 3 からの遅延情報と発生 / 返信メッセージがある．到着する呼の宛先は，送信元別に次のようになる．

送信元	宛先	到着確率
通信エージェント 1	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 3	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$
通信エージェント 2	なし	—
通信エージェント 3	通信ノード / エージェント 2	$\frac{1}{2}$
	通信ノード / エージェント 4	$\frac{1}{2}$

ゆえに ,

$$\begin{aligned} \rho_l = \lambda_l &= \left\{ 3 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) + 2 \cdot \left( \frac{1}{2} \cdot \frac{4}{15} \right) \right\} + \left\{ \left( \frac{1}{2} \alpha + 2 \cdot \frac{1}{2} \beta \right) + \left( \frac{1}{2} \alpha + \frac{1}{2} \beta \right) \right\} \\ &= \frac{4 + 6\alpha + 9\beta}{6} \end{aligned}$$

ゆえに ,

$$\begin{aligned} \frac{4 + 6\alpha + 9\beta}{6} &\leq 1 \\ 6\alpha + 9\beta &\leq 2 \end{aligned}$$

通信リンク  $C_3$  の解析 通信リンク  $C_3$  の通信ノード 2 側からの到着は , ポイントエージェント 2 から他通信ノードへの発生 / 返信メッセージのみである . ゆえに ,

$$\rho_l = \lambda_l = 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} + 1 \cdot \frac{4}{15} = \frac{4}{5}$$

通信リンク  $C_4$  の解析 通信リンク  $C_4$  の呼の到着率は , 通常エージェント 4 の呼の到着率から通信ノード 4 と通信リンク  $C_2, C_3$  の呼の到着率を引いたものである . ゆえに ,

$$\rho_l = \lambda_l = \frac{44 + 30\alpha + 45\beta}{15} - \frac{4}{5} - \frac{4 + 6\alpha + 9\beta}{6} - \frac{4}{5} = \frac{4 + 6\alpha + 9\beta}{6}$$

ゆえに ,

$$\begin{aligned} \frac{4 + 6\alpha + 9\beta}{6} &\leq 1 \\ 6\alpha + 9\beta &\leq 2 \end{aligned}$$

## 到着比率による検討

以上の解析より，ポイントノード数 3 の場合の通信リンクとポイント領域の遅延情報到着率 $\alpha, \beta$ の関係式は次のようである．

$$\text{ポイントエージェント 1, 3:} \quad 105\alpha + 45\beta \leq 26 \quad (1)$$

$$\text{ポイントエージェント 1, 3 の通信リンク } C_1: \quad 9\alpha + 6\beta \leq 2 \quad (2)$$

$$\text{ポイントエージェント 1, 3 の通信リンク } C_2, C_4: \quad 12\alpha + 3\beta \leq 2 \quad (3)$$

$$\text{ポイントエージェント 2:} \quad 5\alpha + 5\beta \leq 1 \quad (4)$$

$$\text{ポイントエージェント 2 の通信リンク } C_3: \quad 10\alpha + 10\beta \leq 1 \quad (5)$$

$$\text{通常エージェント 4:} \quad 30\alpha + 45\beta \leq 16 \quad (6)$$

$$\text{通常エージェント 4 の通信リンク } C_2, C_4: \quad 6\alpha + 9\beta \leq 2 \quad (7)$$

これらの関係式から，各々の通信エージェント/リンクへ遅延情報を送信できる割合を検討する．ポイントノード数 0, 1 の解析で見てきたように，各通信エージェント/リンクにおいて，遅延情報を受信できる割合は異なるから，通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着比率を考え，関係式を個々に検討することにする．

到着比率が 1 : 1 の場合 通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着が 1 : 1 の比率で交換が行なわれたとする．つまり， $\alpha : \beta = 1 : 1$  である．

関係式 (1) より，

$$\frac{105}{26}\alpha + \frac{45}{26}\beta \leq 1$$

ゆえに， $\frac{105}{26}\alpha \leq \frac{1}{2}$ ， $\frac{45}{26}\beta \leq \frac{1}{2}$  となり，

$$\alpha \leq \frac{13}{105} \approx \frac{1}{8.08}$$
$$\beta \leq \frac{13}{45} \approx \frac{1}{3.46}$$

つまり，ポイントエージェント 1, 3 は通信リンクの遅延情報を最大 8.08 あたりに 1 回の割合，ポイント領域の遅延情報を最大 3.46 あたりに 1 回の割合で受信できることになる．同様にして関係式 (2) ~ (7) は次のようになる．

関係式 (2) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{9}, \beta \leq \frac{1}{6}$

関係式 (3) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{12}, \beta \leq \frac{1}{3}$

関係式 (4) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{10}, \beta \leq \frac{1}{10}$

関係式 (5) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{20}, \beta \leq \frac{1}{20}$

関係式 (6) より ,  $\alpha \leq \frac{4}{15} = \frac{1}{3.75}, \beta \leq \frac{8}{45} \approx \frac{1}{5.63}$

関係式 (7) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{6}, \beta \leq \frac{1}{9}$

到着比率が 3 : 1 の場合 通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着比率が 3 : 1 で交換が行なわれたとする . つまり ,  $\alpha : \beta = 3 : 1$  である .

到着比率が 1 : 1 の場合と同様にして行なうと , 関係式 (1) ~ (7) は次のようになる .

関係式 (1) より ,  $\alpha \leq \frac{13}{70} \approx \frac{1}{5.38}, \beta \leq \frac{13}{90} \approx \frac{1}{6.92}$

関係式 (2) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{6}, \beta \leq \frac{1}{12}$

関係式 (3) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{8}, \beta \leq \frac{1}{6}$

関係式 (4) より ,  $\alpha \leq \frac{3}{20} \approx \frac{1}{6.67}, \beta \leq \frac{1}{20}$

関係式 (5) より ,  $\alpha \leq \frac{3}{40} \approx \frac{1}{13.33}, \beta \leq \frac{1}{40}$

関係式 (6) より ,  $\alpha \leq \frac{2}{5} = \frac{1}{2.5}, \beta \leq \frac{4}{45} = \frac{1}{11.25}$

関係式 (7) より ,  $\alpha \leq \frac{1}{4}, \beta \leq \frac{1}{18}$

到着比率が 1 : 3 の場合 通信リンクとポイント領域の遅延情報の到着比率が 1 : 3 で交換が行なわれたとする . つまり ,  $\alpha : \beta = 1 : 3$  である . 同様にして , 関係式 (1) ~ (7) は次のようになる .

$$\text{関係式 (1) より , } \quad \alpha \leq \frac{13}{210} \approx \frac{1}{16.15}, \quad \beta \leq \frac{13}{30} \approx \frac{1}{2.31}$$

$$\text{関係式 (2) より , } \quad \alpha \leq \frac{1}{18}, \quad \beta \leq \frac{1}{4}$$

$$\text{関係式 (3) より , } \quad \alpha \leq \frac{1}{24}, \quad \beta \leq \frac{1}{2}$$

$$\text{関係式 (4) より , } \quad \alpha \leq \frac{1}{20}, \quad \beta \leq \frac{3}{20} \approx \frac{1}{6.67}$$

$$\text{関係式 (5) より , } \quad \alpha \leq \frac{1}{40}, \quad \beta \leq \frac{3}{40} \approx \frac{1}{13.33}$$

$$\text{関係式 (6) より , } \quad \alpha \leq \frac{2}{15} = \frac{1}{7.5}, \quad \beta \leq \frac{4}{15} = \frac{1}{3.75}$$

$$\text{関係式 (7) より , } \quad \alpha \leq \frac{1}{12}, \quad \beta \leq \frac{1}{6}$$