

## コンピュータネットワークにおける ルート状態通知方式の提案†

宮崎 聡<sup>††</sup> 寺田 真敏<sup>††</sup>  
 神山 真一<sup>†††</sup> 川飛 達夫<sup>†††</sup>

本論文では、静的ルーティング方式を用いるネットワークにおけるルート状態通知方式を提案する。広域コンピュータネットワークにおいては、通信開始時に設定された論理的通信路を通信終了まで使用するコネクション型サービスを提供するものが多い。システム生成時に送信元ノードから宛先ノードに至るすべてのリンクやノードの順序列（ルート）を定義しておく静的ルーティング方式がこのサービスを提供するための実現容易な方法の一つである。静的ルーティング方式では、論理的通信路の設定失敗を防止するため、通信開始時にルートが使用可能か、使用不能かをルート端点で把握可能とする機構が必要である。ルート状態を把握する一般的なアプローチである同報通信は制御機構が複雑である。生存メッセージ交換はトラフィックオーバーヘッドが大きい。提案方式は、中継ノードにおいてルートの両端ノードからその中継ノードまで到達可能か否かに基づき必要な情報のみを他ノードに通知するものである。これにより、同報通信方式より単純な機構を用いて生存メッセージ交換方式よりルート状態通知に関する制御メッセージ数を削減することを可能にした。

### 1. はじめに

広域コンピュータネットワークにおいては、通信開始時に設定された論理的通信路を通信終了まで使用するコネクション型サービスを提供するものが多い<sup>1)</sup>。このサービスを実現する手段は種々あるが、システム生成時に送信元ノードから宛先ノードに至るすべてのリンクやノードの順序列（ルート）を定義しておく静的ルーティング方式が実現容易な方法の一つである。この静的ルーティング方式の特徴は(1)ルーティング処理の単純性、(2)システム設計時における性能評価の容易性、(3)データ順序の保持性、(4)用途別ルートの設定容易性、である。本方式では、論理的通信路の設定失敗を防止するため、通信開始時にルートが使用可能（活性：ルートを構成するすべてのノードおよびリンクが活性）か、使用不能（非活性：ルートを構成するノードおよびリンクの中の少なくとも一つが非活性）かをルート端点で把握可能とする機構が必要である。上記の機構を用いることによりルート両端において論理通信路設定時には活性状態にあるルートの中から最適なものの選択が可能となる。

ルート状態を把握する一般的なアプローチには同報

通信によるものと生存メッセージ交換によるものがある。同報通信によるアプローチは、ネットワークのノードまたはリンク状態の変化を検出したノードが他のすべてのノードに通知するというものである<sup>2),3)</sup>。しかし、このアプローチは情報を転送するリンク自身が故障する可能性があるため制御機構が複雑である。生存メッセージ交換によるアプローチは、周期的にルートの両端から生存メッセージを送信し、メッセージの周期的受信がルートの活性を保証するというものである。しかし、このアプローチにはネットワークのオーバーヘッドトラフィックが大きいという問題がある。

本論文では、静的ルーティング方式を用いるネットワークにおけるルート状態通知方式を提案する。提案方式は、各ノードが隣接リンクまたはノードの非活性化を検出した場合にそれをネットワーク全体に同報しないで、その情報を必要とするルート端点だけに通知するものである。これは中継ノードにおいてルートの両端ノードからその中継ノードまで到達可能か否かに基づき必要な情報のみを他ノードに通知することにより実現できる。提案方式は、同報通信方式より単純な機構を用いて生存メッセージ交換方式よりルート状態通知に関する制御メッセージ数を削減できる。

以下、第2章では提案方式とその動作例を示し、第3章では提案方式と他方式を比較し、第4章では実装上の課題を検討し、第5章では提案方式を定量的に評価し、第6章では提案方式の正当性を検証する。

† A Route Status Reporting Method in a Computer Network by SATOSHI MIYAZAKI, MASATO TERADA (Systems Development Laboratory, Hitachi, Ltd.), SHIN'ICHI KOHYAMA and TATSUO KAWATOBI (Software Development Center, Hitachi, Ltd.).

†† (株)日立製作所システム開発研究所  
 ††† (株)日立製作所ソフトウェア開発本部

2. ルート状態通知方式

2.1 前提条件

提案方式が前提とする条件を以下に示す.

(1) リンクに関する前提条件

〔前提条件1〕 リンク上では両方向に通信可能であり, メッセージの転送遅延時間は有限である.

(前提条件終)

〔前提条件2〕 メッセージはリンク上での FIFO 順序が保持される.

(前提条件終)

〔前提条件3〕 転送メッセージが有限時間内に到着しない場合にはリンクはいずれかのノードによって非活性化を検出される.

(前提条件終)

前提条件1が成立する限り, 前条件2, 3は HDLC 手順等のデータリンクプロトコルを利用することにより実現できる.

(2) ノードに関する前提条件

〔前提条件4〕 ノードの非活性化は接続リンクの非活性化として検出される.

(前提条件終)

〔前提条件5〕 ノードでは同一ルートに関するイベントは発生順に処理される. メッセージ送信の場合には処理順に送信される.

(前提条件終)

前提条件4はリンクの無応答監視等により実現できる. 前提条件5は, 同一ルート上でのメッセージの追越しはないという意味を持つ.

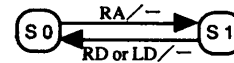
(3) ルートに関する前提条件

〔前提条件6〕 各ノードは送受信または中継するルートに関して, そのルート識別子とそれに対応する入出力リンク情報を持つ.

(前提条件終)

2.2 提案方式の詳細

図1に提案方式を実現するための各ノードにおける状態遷移図を示す. ルートの状態は各ノードにおいて両方向に対して独立に存在する. 表1に提案方式で使用する制御メッセージの一覧を, 表2に入力イベントの一覧を, 表3に入力イベントに対する動作の一覧を, 表4に各ノードがとる状態の一覧を示す. 表1に示すメッセージは隣接ノード間で送受信される. 表2の入力イベント LA の意味が出力方向リンク活性化検出であり, LD の意味が入力方向リンク非活性化検出であることに注意されたい. なお, リンク活性化の要求は提案方式を実行するプロセスが発行しても, それ以外のものが発行しても良い. また, ノード非活性化後の再活性化時にはノードの状態は表4における初期状態をとると仮定する. 出力方向リンク非活性价



(a) ルートの入力方向に対する端点ノードの状態遷移図

(a) FSM for an end node sending control messages.



(b) ルートの出力方向に対する端点ノードの状態遷移図

(b) FSM for an end node receiving control messages.



(c) ルートの一方向に対する中継ノードの状態遷移図

(c) FSM for an intermediate node.

AA/BB: 入力イベント (AA) (表2参照) / 動作 (BB) (表3参照)

→: 状態遷移方向

○: 状態 (表4参照)

図1 状態遷移図

Fig. 1 Finite state machines for the proposed method.

表1 制御メッセージの一覧

Table 1 Control messages for the proposed method.

種別	メッセージの意味
MA	ルート活性化通知メッセージ
MD	ルート非活性化通知メッセージ

表2 入力イベントの一覧

Table 2 Inputs of the FSMs in Fig. 1.

種別	イベントの意味
RA	メッセージ MA の受信
RD	メッセージ MD の受信
LA	隣接 (出力方向) リンク活性化検出
LD	隣接 (入力方向) リンク非活性化検出

表3 動作の一覧

Table 3 Actions of the FSMs in Fig. 1.

種別	動作の意味
SA	メッセージ MA の送信
SD	メッセージ MD の送信
—	特定動作なし (状態遷移のみ)

表 4 状態の一覧  
Table 4 States of the FSMs in Fig. 1.

種別	対象ノード	状態の意味
R0	ルート出力方向 端点ノード	(初期状態)
S0	ルート入力方向 端点ノード	ルート非活性化状態 (初期状態)
S1	ルート入力方向 端点ノード	ルート活性化状態
T0	中継ノード	ルート端点から到達不能状態(初期状態)
T1	中継ノード	ルート端点から到達可能状態

の場合にはメッセージ送信動作は実行されない。図1の状態遷移図に示されていない入力イベントは無視されるとする。ルートの出力方向に対する端点ノードの状態(図1(b))は一つである。これは端点ノードにおいてルートの出力方向に対するリンクが活性化した場合にはいつでもルート活性化通知メッセージを送信すること、すなわち状態を持たないことを意味する。

提案方式は、中継ノードにおいてルート端点ノードからの到達可能性(ルート端点ノードから中継ノードに至る経路にあるすべてのノードおよびリンクが活性であるか否か)を記憶し、到達可能であれば出力方向リンク活性化または入力方向リンク非活性化を次のノードに通知し、到達不能であれば通知しない。このことにより、冗長な制御メッセージの送信を防止すると同時に、他ノードが必要とする制御メッセージの送信を保証する。

2.3 動作例

図2に示す5個のノードからなるルートモデルにおける提案方式の動作(ルートの活性化/非活性化を認識する手順)を説明する。

図3はすべてのリンクが非活性の状態((a))からリンク b, a, d, c の順にすべてのリンクが活性化し((b)~(e)), リンク b が非活性化後((f)), 再活性化した場合((g))における提案方式の動作を示す。(b)においては、制御メッセージの交換を行わない。(c), (d)においてもルート端点から到達可能となった方向のみに制御メッセージが流れる。すべてのリンクが活性化する(e)において初めてルート両端ノード

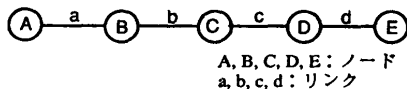


図 2 動作例のルートモデル  
Fig. 2 A route model for examples.

A, Eにルート活性化通知メッセージが到着する。(f)においては、リンク b の両端ノード B, C がそれぞれルートの両端ノード E, A から到達可能であった((e)) ためにルート両端ノードにルート非活性化通

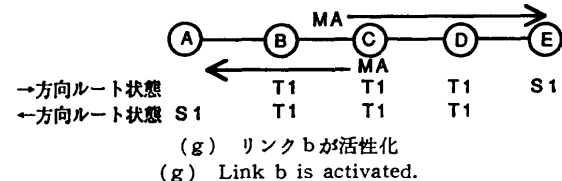
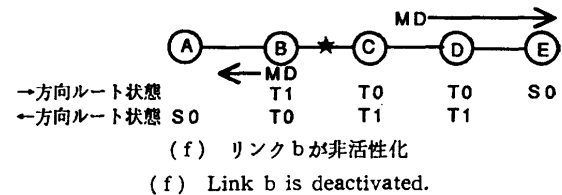
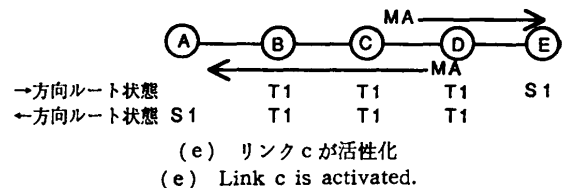
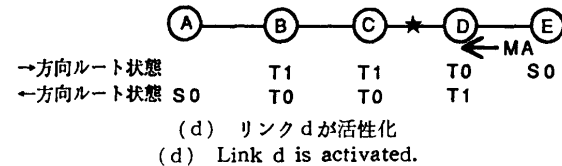
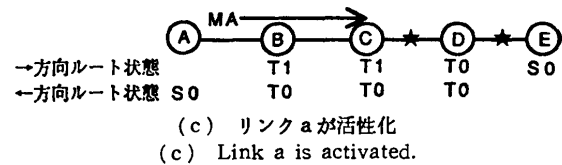
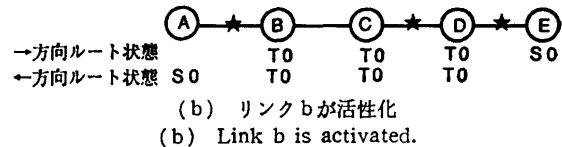
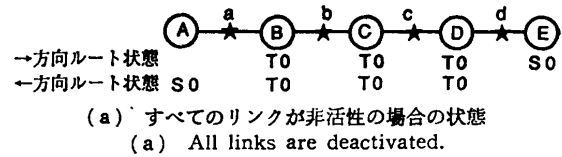


図 3 提案方式の動作例

Fig. 3 An example of actions in the proposed method.

知メッセージが通知される。提案方式の特徴は、すべてのリンクが活性化されるまで ((e), (g)) 両端ノードにはルート活性化通知メッセージが通知されない、(b)の状態のようにたとえリンクの活性化や非活性化が生じてもルートの到達可能性に無関係な場合には制御メッセージの交換を行わない、という点にある。

### 3. 他方式との比較

提案方式と同様にルートごとに制御メッセージを処理する状態レス方式、生存メッセージ交換方式、および提案方式とはまったく異なるルートに依存しないアプローチである同報通信方式について比較検討する。

#### 3.1 状態レス方式

中継ノードはルートに関して状態を持たず、入力リンクが非活性化した場合にリンク非活性化通知メッセージを、出力リンクが活性化した場合にリンク活性化通知メッセージをそれぞれ送信するという提案方式を単純化した方式である。図3に示した提案方式の動作例に対応する動作を図4に示す。状態レス方式の問題点は二つある。第一は(c), (d)の状態のように制御メッセージのルート端点ノードへの到着が必ずしもルートの活性化を保証しないこと、第二は(b)の状態のように無駄なトラフィックが生じる可能性があること、である。

#### 3.2 生存メッセージ交換方式

最も単純な方式であるが、リンクやノードの障害/回復に関係なく周期的にルート端点ノード間でメッセージ交換する必要があるためオーバーヘッドトラフィックが大きい。

#### 3.3 同報通信方式

同通信報による障害/回復通知方式には、システム中に広まる同報メッセージがネットワーク中で永久に反響するのを防ぐ機構が必要になるが、実現は容易ではない。なぜならば、更新情報は故障する可能性のあるリンク上を転送しなければならないし、また複数の変化に対応する必要があるため新旧情報の区別をしなければならないからである<sup>4)</sup>。したがって、同報による状態変化通知がルーティングテーブル更新に必要な動的適応分散ルーティング方式を用いるネットワークと異なり、本論文で前提条件としているような静的ルーティング方式を用いるネットワークには制御機構が複雑になる同報通信方式は適していない。

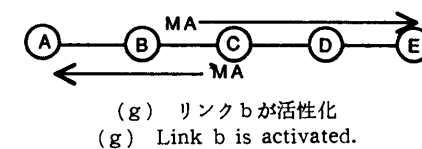
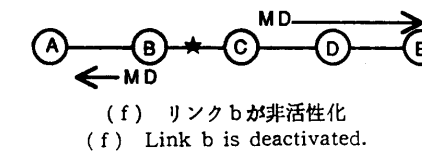
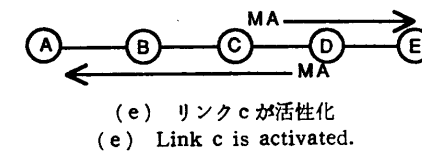
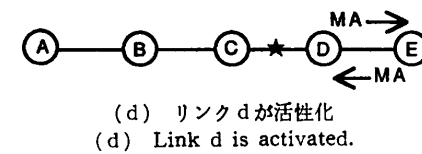
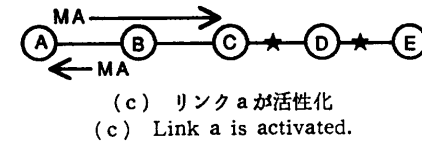
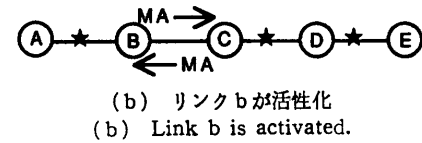
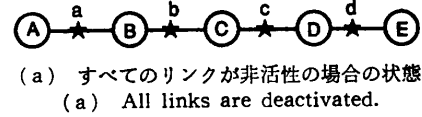


図4 状態レス方式の動作例

Fig. 4 An example of actions in the stateless method.

## 4. 実装上の課題

提案方式を実装するに当たり考慮すべき点について述べる。

### 4.1 ルート活性化/非活性化通知メッセージの一括送信

第2章では説明を簡単にするために1本のルートに関係する処理のみを示した。しかし、一般にはノードはノード端点と中継ノードの両方の機能を同時に持つため、図1のすべての状態遷移図を実装する必要が

ある。また、一つのリンクを複数のルートが共用する場合が多いため、入出力リンク活性化（または非活性化）時の処理は関係する複数のルートについて同時に処理可能とする必要がある。

一つのリンクを複数のルートが共用する場合には、同一リンクの活性化／非活性化に対して一度に多数のルート活性化／非活性化通知メッセージを送信する可能性がある。このような場合にはルートごとにメッセージを作成するよりも、複数のルートに関する情報を一つのメッセージにまとめて隣接ノードに通知するほうが制御用トラフィックの削減になる。ただし、メッセージの一括送信を行うためにはメッセージの分配機能が必要になるため、ノードにおける処理オーバーヘッドが増加することになる。

#### 4.2 ルーティング情報誤り

ルート活性化通知メッセージはシステム（再）立ち上げ後、最初にルート上を転送されるメッセージである可能性が高い。システム立ち上げ時には他ノードと矛盾のあるルーティングテーブルが設定されている可能性がある。したがって、ルート活性化通知メッセージ受信時にはルーティング情報誤りを検出するための処理を行うことが望ましい。ルーティング情報誤り検出処理には、ルート識別子の存在確認とルーティングテーブルの矛盾検出がある。ルーティングテーブルの矛盾はメッセージの実際の入力リンクとルート識別子に対応するルーティングテーブルエントリの入力リンクが一致するかどうかによって検出可能である。

### 5. 提案方式の定量的評価

提案方式を時間とメッセージ数の面から定量評価し、第3章で説明した状態レス方式および生存メッセージ交換方式と比較することにより、提案方式の効果を明らかにする。なお、ここでは簡単のためリンク障害／回復を評価の対象とし、ノード障害／回復は考えない。

#### 5.1 時間

ノードでの処理時間を無視し、すべてのメッセージ遅延時間を単位時間であるとする。提案方式も状態レス方式もルートのホップ数を  $H$  とすると、ルート両端がリンク障害発生からルート非活性化メッセージを受信するまでの時間は最大  $H-1$  であり、ルート両端がリンク障害回復からルート活性化通知メッセージを受信するまでの時間は最大  $H$  である。しかし、3.1節で述べたように状態レス方式におけるルート活性化

通知メッセージ受信はルート活性化を保証しないためさらに確認メッセージが必要となる。したがって、状態レス方式のルート活性化通知メッセージ受信時間は最大  $2H$  となる。生存メッセージ交換方式はリンク障害発生／回復に対して最大ではメッセージ交換の周期時間かかる。周期時間を小さくすると正常時のオーバーヘッドが大きくなるため、一般には、周期時間は  $H$  よりも大きい。したがって、時間に関しては提案方式が最も短い。

#### 5.2 メッセージ数

メッセージ長を無視し、リンクの障害／回復からプロトコル終了までにすべてのリンク上を転送されるメッセージ数について考える。一つのルートに注目すると、提案方式も状態レス方式もリンク障害の場合のメッセージ数は  $H-1$  であり、リンク障害回復の場合は  $H+1$  である。しかし、上述のように状態レス方式は確認メッセージが必要となるため、リンク障害回復の場合は  $2H+1$  となる。生存メッセージ交換方式はリンク障害発生／回復に関係なく常時制御メッセージを交換するため最もオーバーヘッドトラフィックが大きい。したがって、オーバーヘッドトラフィックに関しても提案方式が最も小さい。

したがって、状態レス方式や生存メッセージ交換方式と比較して提案方式は処理が複雑ではあるが、それに見合う効果があると言える。

### 6. 提案方式の正当性検証

提案方式の正当性を検証するためには、リンク／ノードの活性化／非活性化事象のあらゆる生起順序や生起場所の組み合わせに対して次の二つの定理が成立することを示す必要がある。

【定理1】 ルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性化が発生しない場合には、ルート両端ノードは有限時間内にルートが活性状態であることを認識できる。

(定理終)

【定理2】 ルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも一つの構成要素が非活性ならば、ルート両端ノードは有限時間内にルートが非活性状態であることを認識できる。

(定理終)

提案方式はルートの両方向について独立に動作するため、一方向に関する図5に示すルートのモデルについて検討する。以下では、あるノードからみてメッセージを受信する方向を上流、メッセージを送信する

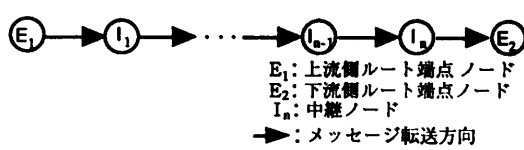


図 5 一方向に関するルートのモデル  
Fig. 5 A route model for one direction.

方向を下流と呼ぶ。たとえば、図5のノード  $I_n$  からみて、ノード  $I_{n-1}$  は上流、ノード  $E_2$  は下流にある。また、図1および表4におけるルート入力（出力）方向端点ノードを下流（上流）側ルート端点ノードと呼ぶ。

定理 1, 2 を証明するためには図5に示すルートモデルにおいて次の補題が成立することを示せば良い。

【補題1】 ルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性化が発生しない場合には、下流側ルート端点ノード  $E_2$  は有限時間内に S1 状態になる。 (補題終)

【補題2】 ルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも一つの構成要素が非活性ならば、下流側ルート端点ノード  $E_2$  は有限時間内に S0 状態になる。 (補題終)

図1の状態遷移モデルに到達可能性解析<sup>5)</sup>を適用することにより上記の補題を証明する。

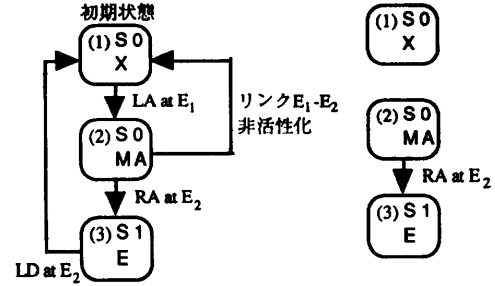
以下では、ルートが端点ノードのみからなる場合とルートが中継ノードを含む場合に分けて検討する。

6.1 端点ノードのみからなるルートの場合

最初に、上流側ルート端点ノード  $E_1$  と下流側ルート端点ノード  $E_2$  のみからなるルートについて検討する。

グローバル状態を ( $E_2$  の状態,  $E_1$  から  $E_2$  へのリンク状態) と定義する。ここでは、 $E_1$  の状態は常に R0 であるから省略する。また、リンク状態には活性状態と非活性状態があり、活性状態の場合には送信処理されたが、受信処理されていないメッセージが存在する場合にはメッセージそのものをリンクの状態とし、メッセージが存在しない場合には空状態とする。

図6(a)にグローバル状態に関して初期状態から起こり得るすべての状態変化を列挙した到達可能性グラフを示す。もしも新たな活性化や非活性化が生じないとするならば、図6(a)のグラフからリンクの活性化、非活性化に関する遷移  $2 \rightarrow 1$ ,  $3 \rightarrow 1$ ,  $1 \rightarrow 2$  を除き、図6(b)に示すグラフを得る。図6(b)のグラフは状態1のみからなるサブグラフと状態2, 3からなるサブグラフに分離されている。図6(b)のグラフには



- (a) 活性化や非活性化がある場合
- (a) Activation and deactivation occur.
- (b) 新たな活性化や非活性化がない場合
- (b) No successive activation and deactivation occur.

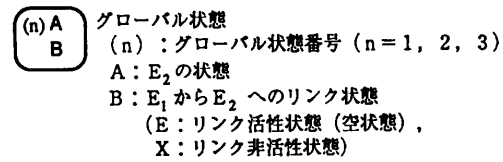


図 6 端点のみからなるルートの場合の到達可能性グラフ  
Fig. 6 A reachability graph when a route model consists of two end nodes.

ループがなく、かつ状態遷移は有限時間内で実行される(2.1節の前提条件1)。したがって、すべてのノードおよびリンクが活性の場合(状態2, 3)  $E_2$  の状態は有限時間内に S1 (状態3) になり、少なくとも一つのルート構成要素が非活性である場合(状態1)  $E_2$  の状態は有限時間内に S0 (状態1) になる。以上の検討から、端点ノードのみからなるルートの場合には補題 1, 2 が成立する。

6.2 中継ノードを含むルートの場合

次に図5に示した中継ノードを含むルートの場合について検討する。

最初に、帰納法を用いて次の補題を証明する。

【補題3】 ある中継ノードに注目した場合、その中継ノードよりも上流のルートを構成するすべてのノードとリンクが活性化した後、ノードまたはリンクの非活性化が発生しない場合には、最下流側中継ノードは有限時間内に T1 状態になる。 (補題終)

【補題4】 ある中継ノードに注目した場合、その中継ノードよりも上流のルートを構成するノードとリンクの中で少なくとも一つの構成要素が非活性化したならば、最下流側中継ノードは有限時間内に T0 状態になる。 (補題終)

(1) 1個の中継ノードを含むルートの場合

1個の中継ノードを含むルートにおける上流側ルー

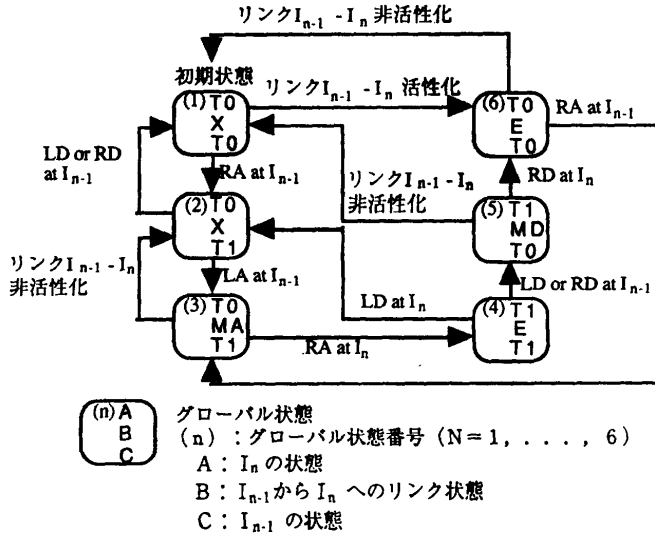


図7  $n$  個の中継ノードを含むルートの場合の到達可能性グラフ  
 Fig. 7 A reachability graph when a route model consists of two end nodes and  $n$  intermediate nodes.

ト端点ノード  $E_1$  と中継ノード  $I_1$  の動作について、6.1 節と同様の検討により補題 3, 4 が成立することを示せる。

(2)  $n$  個の中継ノードを含むルートの場合

ここで、補題 3, 4 が中継ノード数が  $n-1$  ( $n > 0$ ) 個の場合に成立すると仮定し、図 5 に示す  $n$  個の中継ノードを含むルートにおける上流側ルート端点ノード  $E_1$  と中継ノード  $I_1, \dots, I_n$  の動作について検討する。

下流側部分グローバル状態 ( $I_n$  の状態,  $I_{n-1}$  から  $I_n$  へのリンク状態,  $I_{n-1}$  の状態) は残りの上流側部分グローバル状態 ( $I_{n-1}$  から  $I_n$  へのリンク状態,  $I_{n-2}$  の状態,  $\dots, I_1$  の状態,  $E_1$  から  $I_1$  へのリンク状態) に影響を与えないから、下流部分グローバル状態の到達可能性グラフ (図 7 参照) のみについて検討する。

リンクの転送遅延が大きく、リンク上の前のメッセージが隣接ノードで処理される前に新しいメッセージが生成される場合 (たとえば、図 7 の状態 3 においてイベント 'LD or RD at  $I_{n-1}$ ' が発生する場合には、一つのリンクに複数のメッセージが存在することになる。そのリンクが非活性化しないならば、図 1 (c) において遷移 'LA/SA' が生じないから、メッセージ MA (遷移 'RA/SA') とメッセージ MD (遷移 'RD/SD') がそのリンク上で交互に現れる。しかし、リンク  $I_{n-1}-I_n$  が非活性化するならば、グローバル状態は状態 1 または 2 に遷移する。新たな活性化や

非活性化が生じないならば、最終的に状態 4 または 6 に到達する。したがって、一つのリンク上に複数メッセージが存在するグローバル状態の検討は省略する。

図 7 において、新たな活性化や非活性化が生じないとするならば、中継ノード  $I_n$  よりも上流のルートを構成するすべてのノードおよびリンクが活性の場合 (状態 3, 4)  $I_n$  の状態は有限時間内に T1 (状態 4) になり、少なくとも一つのルート構成要素が非活性である場合 (状態 1, 2, 5, 6)  $I_n$  の状態は有限時間内に T0 (状態 1, 2, 6) になる。以上の検討から、 $n-1$  個の中継ノードを含むルートの場合に補題 3, 4 が成立すると仮定すると  $n$  個の中継ノードを含むルートの場合にも補題 3, 4 が成立する。

(3) 中継ノードを含むルートの場合

(1), (2) の検討結果から、帰納法により補題 3, 4 が成立する。補題 3, 4 を用いて図 5 において下流側ルート端点ノードを含めた場合について、(2) と同様の検討により補題 1, 2 が成立することを示せる。

したがって、6.1 節と上記の検討結果から定理 1, 2 が成立する。

7. おわりに

本論文では、コネクション型サービスを提供するために静的ルーティング方式を用いる広域コンピュータネットワークにおけるルート状態通知方式について述べた。提案方式は、中継ノードにおいてルートの両端ノードからの到達可能性に基づき必要な情報のみを他ノードに通知するものである。これにより、同報通信方式より単純な機構を用いて生存メッセージ交換方式よりルート状態通知に関する制御メッセージ数を削減することを可能にした。

提案方式には、次の特徴がある。

- (1) ネットワーク全体のトポロジ情報は不要である。
- (2) ルートに対してタイム監視等によるリトライ処理が不要である。
- (3) ルート活性化通知メッセージの到着がルートの活性化を保証する。

提案方式が前提としている静的ルーティングはリンクやノードの故障/回復には交代ルートの使用により対

応し、構成の変更には固定ルーチングテーブルの更新により対応するというアプローチであり、構成変更の頻度が少ない場合に適している。したがって、提案方式は、特に汎用大型コンピュータを中心とした基幹広域ネットワーク<sup>6)</sup>に適している。

**謝辞** 日頃ご指導していただく日立製作所システム開発研究所およびソフトウェア開発本部の関係者の方々に感謝いたします。

### 参 考 文 献

- 1) Tannenbaum, A. S.: *Computer Networks*, 2nd ed., pp. 272-280, Prentice-Hall (1988).
- 2) Cypser, R. J.: *Communications Architecture for Distributed Systems*, pp. 560-570, Addison-Wesley (1978).
- 3) McQuillan, J. M. et al.: The New Routing Algorithm for the ARPANET, *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 28, No. 5, pp. 711-719 (1980).
- 4) Bertsekas, D. and Gallager, R.: *Data Networks*, pp. 340-355, Prentice-Hall (1987).
- 5) Sunshine, C. A. and Dalal, Y. K.: Connection Management in Transport Protocols, *Computer Networks*, Vol. 2, Nos. 4/5, pp. 454-473 (1978).
- 6) 宮崎, 平田, 柳生: 汎用大型コンピュータを中心とした情報ネットワーク高信頼化技術, *情報処理*, Vol. 32, No. 3, pp. 295-303 (1991).

(平成3年9月4日受付)

(平成4年9月10日採録)



宮崎 聡 (正会員)

昭和30年生。昭和53年京都大学工学部電気工学第二科卒業。昭和55年同大学院修士課程修了。同年(株)日立製作所入社。現在、同社システム開発研究所にて通信ソフトウェア開発支援技術に関する研究開発に従事。工学博士。電子情報通信学会, IEEE, ACM 各会員。



寺田 真敏 (正会員)

昭和36年生。昭和59年日本大学文理学部化学科卒業。昭和61年千葉大学大学院工学研究科修士課程修了。同年(株)日立製作所入社。現在、同社システム開発研究所勤務。コンピュータネットワークに関する研究開発に従事。



神山 真一 (正会員)

昭和26年生。昭和48年京都大学理学部数学科卒業。同年(株)日立製作所入社。ソフトウェアの企画、開発に従事。現在、同社ソフトウェア開発本部勤務。



川飛 達夫 (正会員)

昭和24年生。昭和45年明石工業高等専門学校卒業。同年(株)日立製作所入社。以来大型コンピュータ用基本ソフトウェアの開発に従事。主としてネットワーク関連製品の研究開発を担当。現在、同社ソフトウェア開発本部第1 DC 設計部主任技師。