



Title	拡張有限状態機械モデルを用いた分散処理システムの全体記述から各ノードの動作記述の自動生成
Author(s)	岡野, 浩三; 今城, 広志; 東野, 輝夫 他
Citation	情報処理学会研究報告. PR0, [プログラミング]. 1992, 1992-PR0-008(67), p. 211-218
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/50256
rights	ここに掲載した著作物の利用に関する注意 本著作物の著作権は情報処理学会に帰属します。本著作物は著作権者である情報処理学会の許可のもとに掲載するものです。ご利用に当たっては「著作権法」ならびに「情報処理学会倫理綱領」に従うことをお願いいたします。
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

<https://ir.library.osaka-u.ac.jp/>

The University of Osaka

拡張有限状態機械モデルを用いた分散処理システムの 全体記述から各ノードの動作記述の自動生成

岡野 浩三 今城 広志
東野 輝夫 谷口 健一

大阪大学 基礎工学部 情報工学科, 豊中市

あらまし 分散システム全体の要求仕様を形式的な仕様として記述し, その記述から要求仕様通りに動作する各ノードの動作仕様(どのようなタイミングでどのノードとどのようなレジスタ値や同期用メッセージを交換しながら自ノードの動作を実行したり, 自ノードのレジスタ値を更新していくべきかを記述したもの)を自動生成出来ることが望ましい. そこで, 本稿ではレジスタを持つ拡張有限状態機械(EFSM)としてモデル化された分散システム全体の要求仕様から, 要求仕様通りに動作する各ノードの動作仕様(EFSM)を自動生成するためのアルゴリズムを提案する. このモデルでは, 非決定性の動作が記述できる. また, 入力と状態だけでなくその時点のレジスタ値に依存して次の状態や次のレジスタ値を定めることができる. 各レジスタは分散システムのリソースを表すと考え, 提案する方法では, リソースの分散配置や同一リソースの複数分散配置等が行え, 設計者が指定したリソースの配置に従った各ノードの動作仕様が導出できる. なお, 作成した自動生成アルゴリズムでは, もとの一つの状態遷移を, 選択動作の通知, レジスタ値の転送, 更新完了の3フェーズで実現し, 0-1 線形計画問題の解法を用いて, その際のメッセージ交換の総数ができるだけ少なくなるように各ノードの動作仕様が導出している.

Synthesis of Protocol Entities' Specifications from Requirement Specification for Distributed System in EFSM Model

Kozo OKANO, Hiroshi IMAJO,
Teruo HIGASHINO and Kenichi TANIGUCHI

Faculty of Engineering Science, Osaka University,
Toyonaka-shi, Osaka, 560 Japan

Abstract In a distributed system, the protocol entities must exchange some data values and synchronization messages in order to ensure the temporal ordering of the actions described in a requirement specification for the distributed system. It is desirable that the protocol entities' specifications can be derived automatically from the requirement specification for the distributed system. In this paper, we propose an algorithm which synthesizes automatically the protocol entities' specifications from a requirement specification described as an EFSM model. The next state and values of the registers are determined depending on not only the current state and input, but also the current values of the registers. In this model, we can describe nondeterministic behaviors. Each resource is treated as a register. The registers are allocated to the protocol entities. According to the allocation of the registers, each protocol entity's specification is derived. The allocation is specified by the designer. An algorithm solving 0-1 integer linear programming problems is used to reduce the number of the messages between the protocol entities.

1. まえがき

近年、分散システム全体の要求仕様を形式的な仕様記述言語で記述し、要求仕様通りに動作する各ノードの動作仕様(どのようなタイミングでどのノードとどのようなレジスタ値や同期用メッセージを交換しながら自ノードの動作を実行したり、自ノードのレジスタ値を更新していくべきかの記述)を自動生成するための方法についての研究が進められている⁽¹⁾。従来の自動生成の方法は大きく2つに分けられる。文献(2), (3), (4), (5)では、要求仕様を形式仕様記述言語 LOTOS⁽⁶⁾で記述し、その記述から各ノードの動作仕様を自動生成している。また、文献(7), (8)では有限状態機械としてモデル化された要求仕様から各ノードの動作仕様を導出するための方法が提案されている。これらの研究はいずれもデータを含まない要求仕様から各ノードの動作仕様を導出する方法である。しかし、実際の分散システムではレジスタ値などのデータが取り扱われるため、同期メッセージのみならず、データの交換についても自動生成できるようにアルゴリズムを拡張する必要がある。

そこで、本稿では有限個のレジスタを持つ拡張有限状態機械(Extended Finite State Machine (EFSM))で記述された分散システム全体の要求仕様から、要求仕様通りに動作する各ノードの動作仕様(EFSM)を自動生成するためのアルゴリズムを提案する。

提案するモデルでは、非決定性の動作が記述できる。また、各リソースをレジスタとして表し、入力と有限制御部の状態だけでなくその時点のレジスタ値に依存して次の状態やレジスタ値を定めることができる。レジスタのデータ型や次のレジスタ値を定める関数は設計者が自由に記述できる。一般に OSI プロトコルなど多くの分散システムの仕様をこのクラスで記述できる。一般に分散システムでは、リソースの分散配置はもちろん、協調作業の効率化やフォールトトレランスのための同一リソースの複数分散配置等が行なわれる。このモデルではこれらについて、設計者が指定したリソースの複数分散配置に従って各ノードの動作仕様の導出が行える。作成した自動生成アルゴリズムでは、要求仕様の各状態遷移をノード間の同期メッセージの送受信動作の系列に変換する。このとき、0-1 整数線形計画問題の解法を用いてそれらの送受信動作の総数ができるだけ少なくなるように各ノードの動作仕様を導出している。このように提案する手法を用いれば、設計者は分散システム全体の要求仕様のみを記述すればよく、ノード間でのデータ交換や同期制御などを効率よく行う各ノードの動作仕様を自動生成され、分散システムの設計・実現が容易になる。

以下2.でEFSMモデルを形式的に定義し、3.でその動作を定義する。4.で各ノードの動作仕様を自動生成するためのアルゴリズムやその正当性などについて述べる。

2. EFSM モデル

本稿では分散システム全体の要求仕様を次のようなEFSMとしてモデル化する。また要求仕様のレベルでは各ノード間でのデータや同期メッセージのやりとりは一切記述しない。

2.1 EFSM 仕様とその意味定義

有限個のレジスタを持つEFSM(Extended Finite State Machine)を5字組 $M = (S, R, A, \delta, \text{init})$ で定義する。

S: 有限制御部の状態の有限集合 $\{s_0, s_1, \dots, s_n\}$

R: 有限個のレジスタの集合 $\{r_1, r_2, \dots, r_m\}$

A: 動作の集合

動作は次の3種類

$a?x$: ゲート a からデータを入力。入力データは変数 x に代入される(複数データの場合 x はベクトル)。

$a!E(r_{i_1}, r_{i_2}, \dots, r_{i_n})$: ゲート $E(r_{i_1}, r_{i_2}, \dots, r_{i_n})$ の値をゲート a に出力。 $E(r_{i_1}, r_{i_2}, \dots, r_{i_n})$ は $r_{i_1}, r_{i_2}, \dots, r_{i_n} \in R$ の値を引数とする関数。

a : 入出力を伴わない動作(便宜上出力動作 $a!0$ と考える)。各動作 $a?x$, $a!E(r_{i_1}, r_{i_2}, \dots, r_{i_n})$, a の a はゲート名を表すこととする。

δ : 以下のような入出力動作に関する遷移規則の集合。各 $C(\dots)$ を遷移条件、各 $[r_v' \leftarrow \dots]$ をレジスタ更新式と呼ぶ。

$$\begin{aligned} s_i &\leftarrow \langle C(x, r_{k_1}, \dots, r_{k_n}), a?x, R \rangle \rightarrow s_j \quad \text{where} \\ R &= [r_v' \leftarrow E_v(x, r_{i_1}, \dots, r_{i_i}), \dots, r_w' \leftarrow E_w(x, r_{j_1}, \dots, r_{j_p})] \\ s_i &\leftarrow \langle C(r_{k_1}, \dots, r_{k_n}), a!E(r_{h_1}, \dots, r_{h_q}), R' \rangle \rightarrow s_j \quad \text{where} \\ R' &= [r_v' \leftarrow E_v(r_{i_1}, \dots, r_{i_i}), \dots, r_w' \leftarrow E_w(r_{j_1}, \dots, r_{j_p})] \end{aligned}$$

init: 初期状態と初期レジスタ値の指定 $\langle s_0, r_1 \text{init}, \dots, r_m \text{init} \rangle$ のように $m+1$ 字組で記述。

初期状態で各レジスタが、指定された初期レジスタ値を持っているとする。この初期状態から始めて以下のように動作を行なう。

状態 s_i において、入力 x 及び現在のレジスタ値 r_{k_1}, \dots, r_{k_n} がどの遷移条件 C を満足するかによって次の実行可能な動作が決まる。一つの動作 $a?x(a!E(\dots))$ の実行後、状態 s_j に遷移し、レジスタ更新式にしたがって $t(t \leq m)$ 個のレジスタの値をそれぞれ $E_{v_1}(\dots), \dots, E_{v_t}(\dots)$ に更新する(出力の場合も同様)。入力動作の場合、次のレジスタ値は現在のレジスタ値と入力データの両方に依存して決まる。出力動作の場合、次のレジスタ値は現在のレジスタ値のみに依存して決まる。各状態 s_i で複数個の実行可能な動作があってもよい。その場合、どの動作が選ばれるかは非決定性とする。なおこのモデルでは、入力ゲートのデータをEFSMから観測することが可能で、その内容に依存して実際に入力動作を行なうかどうかを決定する。このようなモデルは LOTOS⁽⁶⁾ などでも用いられている。

2.2 EFSM の例

EFSM の例をあげる(図1)。ここではEFSMの仕様をグラフ表現している。各ノードと枝はそれぞれ状態と状態遷移を表す。状態遷移を表す枝には、遷移条件、動作、レジスタ更新式の3字組がラベルとして付けられている。

図1の例では、状態が S_0, \dots, S_3 の4つ、状態遷移は、6つである。使用されているレジスタは、 r_1, \dots, r_4 の4つ。ま

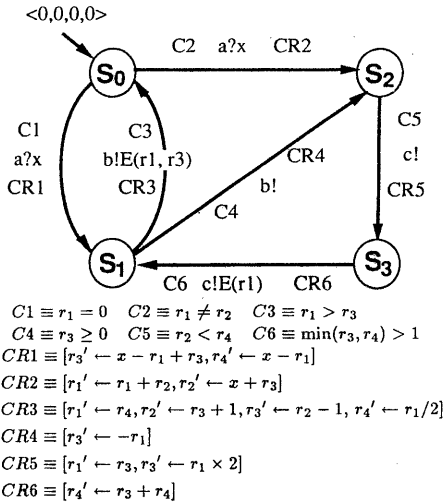


図 1: EFSM の仕様の記述例

た, 使用されているゲートは, a, b, c の 3 つである. 状態 S_0 が初期状態であり, 各レジスタは 0 に初期設定されている. 状態 S_0 から状態 S_1 への遷移は, 遷移条件 $r_1 = 0$ が真のときのみ実行され, ゲート a から x の値を入力した後, レジスタ r_3 の値を $x - r_1 + r_3$ に, レジスタ r_4 の値を $x - r_1$ に更新し, 他のレジスタは変更しない.

3. 分散環境での EFSM の実現

与えられた EFSM を p 個のノードからなる分散システム上で協調して動作するシステムとして実現する (図 2).

各ノードの動作仕様も上述の EFSM としてモデル化する. 各ノード k の動作仕様を EFSM_k で表す. p 個のノードの動作仕様の組を $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ で表し (p ノードの) 分散システムの動作仕様と呼ぶ.

m 個のレジスタ及び入出力ゲートがそれぞれどのノードに属するかをユーザが指定する (以下それらの割当を $\text{Alloc}(\text{EFSM})$ と記述する). 各入出力ゲートは必ず一つのノードに属すると仮定するが, 同一レジスタが複数ノードに属してもよいとする.

EFSM_i から EFSM_j への通信路は無限の容量を持つ FIFO キュー (queue_{ij}) で結ばれているとし, 両端のゲート名を g_{ij} とする. よって, EFSM_i が “ $g_{ij}!\text{data}$ ” を実行すると queue_{ij} に data の値が入る (enqueue). また queue_{ij} に要素があるときに EFSM_j が “ $g_{ij}?x$ ” を実行すると, queue_{ij} の先頭にある要素が変数 “ x ” に代入され, その要素が queue_{ij} から削除 (dequeue) される.

3.1 分散 EFSM モデルの等価性

分散システム全体の要求仕様 EFSM と, 分散システムの動作仕様 $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ が等価であることを以下の

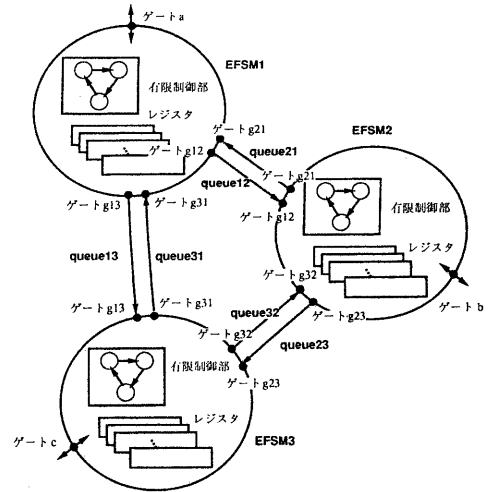


図 2: 分散 EFSM モデル

様に定義する.

(EFSM_i , EFSM_j 間の通信に用いられる) 送受信動作を, 観測不可能な動作としたとき, 観測可能な動作の系列について, EFSM と $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ が互いに同じ動作系列を実行でき, かつ, 観測可能な任意の動作系列を行なった時点の, 実行可能動作が互いに等しいこと. これはプロセス代数における弱双模倣性等価^{(9),(10)}に相当する.

3.2 分散 EFSM モデルの導出問題

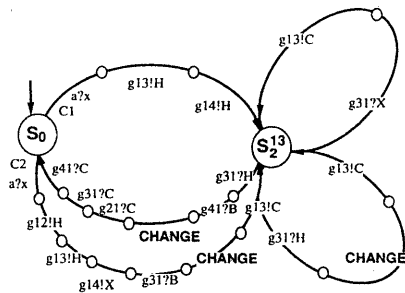
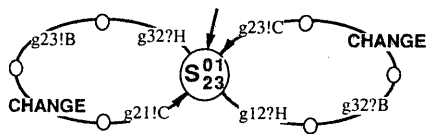
[導出問題]

要求仕様 EFSM と分散システムの p 個のノード及び, 各ゲートやレジスタの割当 $\text{Alloc}(\text{EFSM})$ が与えられたとき, EFSM と等価であるような p ノードの分散システムの動作仕様 $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ を導出する問題.

但し, 要求仕様として与えられる EFSM 及び, $\text{Alloc}(\text{EFSM})$ は次のような 2 つの制約条件を満足するものとする.

- (1). 与えられた EFSM の各状態で 2 つの動作 “ $a \dots$ ” と “ $b \dots$ ” (a, b はゲート名) が記述されていたら, ゲート “ a ” と “ b ” の属するノードは同一でなければならない.
- (2). 初期状態で各動作 “ $a \dots$ ” が実行可能であるかどうかを判定する述語 $C(\dots)$ は, ゲート “ a ” が属するノードに属するレジスタ r_1, \dots, r_m のみを用いた述語で記述されていなければならない. また, 初期状態からの出力動作に必要なレジスタもゲート “ a ” が属するノードに属していなければならない. □

制約条件 (1) を満足しないとき, ある状態で実行可能な動作を実行するノードが複数個存在することになり, その場

图 3: EFSM₁图 4: EFSM₂

合、それらの中の一つの動作を実行するには、ノード間で特別な同期をとる必要がある。この同期はノード間で一つのトークンを回して、そのトークンを獲得したノードが動作を実行できるようにすれば解決するが、以下の議論を簡単にするため、ここでは上記の制約条件 (1) を設ける。

图 5: EFSM₃

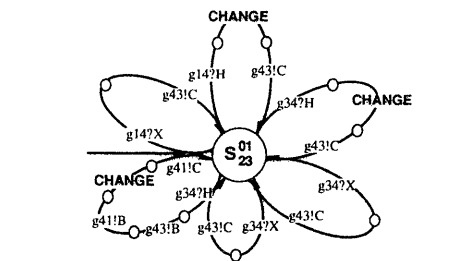


図 6: EFSM₄

制約条件 (2) は EFSM が最初に動作を始めるときにその動作の実行可能性判定、及びゲートへの出力を自ノードで行なえることを表しており、各ノードの EFSM の導出を簡単にするために与えた制約であり、本質的な制約ではない。制約条件 (2) を満足しない場合、特別な状態を導入しその状態を初期状態とみなし、ダミーの動作 (その動作の実行は何時でも可能で $C(..)=true$ とする) でもとの初期状態に移移するように EFSM を変形すれば、制約条件 (2) を満足する。

3.3 分散環境で動作する EFSM の例

図1のEFSMの例で、ノードを1,2,3,4とし、各ゲートとレジスタの割当Alloc(EFSM)を次のように決める。

ノード 1 ノード 2 ノード 3 ノード 4

レジスタ	r_1, r_2	r_2	r_1, r_3	r_4
ゲート	a		b, c	

このとき, 図 3~6 で表す 4 字組 $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_4 \rangle$ はもとの EFSM と等価である.

ここで、EFSM_kの各遷移に付けられた $g34!C, g13?A$ 等は、それぞれ、ゲート $g34$ にメッセージ C を送信、あるいは、ゲート $g13$ から、メッセージ A を受信することを表している。これらの送受信の遷移の間は、個々のノードでレジスタの変更は行なわない。またそれらの遷移条件はつねに真である。また、例えば図 3 における S_0 からの最初の遷移は要求仕様と対応する遷移条件及び動作を表している。但しレジスタの変更は行なわない。レジスタの変更は **CHANGE**

と書かれた遷移でまとめて行なう。ここでの動作は観測されない内部動作とする。メッセージの内容及び、送受信の方法については後述する。

3.4 表記法

Snode 上の制約条件 (1) より, 各状態 s_i で実行可能な動作は 1 つのノードで実行される. このノードを $Snode(s_i)$ で表す.

Rnode 各レジスタ r_h の属するノードの集合を $Rnode(r_h)$ で表す (r_h の属するノードが 1 つのときは $Rnode(r_h)$ の要素は一個であるが, r_h の属するノードが複数の場合は $Rnode(r_h)$ の要素数は複数になる。このため, $Rnode(r_h)$ はノードの集合としている)。

Cset 状態 s_i に遷移したときノード $\text{Snode}(s_i)$ が知っている (べき) レジスタ名の集合, すなわち, 状態 s_i から始まる各遷移について, (イ) 動作の実行可能性を判定するために必要なレジスタ名, (ロ) 出力で用いられるレジスタ名をそれぞれ求め, 各遷移の (イ), (ロ) に対する集合和, 及び $\text{Snode}(s_i)$ に含まれるレジスタ名の集合和の和を $\text{Cset}(s_i)$ で表す.

例えば、前節で述べた割当 $\text{Alloc}(\text{EFSM})$ に対して

$$\begin{array}{lcl} \text{Snode} & \text{Snode}(S_0) \equiv \text{ノード } 1, & \text{Snode}(S_1) \equiv \text{ノード } 3, \\ & \text{Snode}(S_2) \equiv \text{ノード } 3, & \text{Snode}(S_3) \equiv \text{ノード } 3 \end{array}$$

Rnode Rnode(r_1) $\equiv \{ \text{ノード 1, ノード 3} \}$, Rnode(r_2) $\equiv \{ \text{ノード 1, ノード 2} \}$, Rnode(r_3) $\equiv \{ \text{ノード 3} \}$,
 Rnode(r_4) $\equiv \{ \text{ノード 4} \}$
 Cset Cset(S_0) $\equiv \{ r_1, r_2 \}$, Cset(S_1) $\equiv \{ r_1, r_3 \}$, Cset(S_2) $\equiv \{ r_1, r_2, r_3, r_4 \}$, Cset(S_3) $\equiv \{ r_1, r_3, r_4 \}$

4. 各ノードの動作仕様の導出の概略

4.1 基本方針

まず、与えられた EFSM から各ノードの EFSM_kを導出する方法の方針について述べる。基本的に EFSM_kはもとの EFSM と同じような形の状態遷移図を持ち、もとの一つの状態遷移を通信のための幾つかの状態遷移系列に置き換える(挿入する)ことにより構成する。いま $S_i \rightarrow S_j$ を EFSM の一つの状態遷移とし、その動作を A とする。 A を実行した後、レジスタ更新式に従ってレジスタ値を更新するためには、ノード間でレジスタ値の交換が必要である。ここでは、これらのレジスタ値を受けとったノードが新しいレジスタ値の計算を行なうことにする。そこで、この状態遷移に対して、 p 個のノードは次のように動作するとする: (1) ノード Snode(S_i) が動作 A を実行し、(2) ノード Snode(S_i) から、レジスタ値を送信する必要のあるノードにメッセージを送り、(3) それらのメッセージを受け取ったノードからレジスタ値を必要とするノードにレジスタ値を転送し、(4) そのレジスタ値をもとに各ノードがレジスタ値を更新し、(5) 更新したノードからレジスタ値を更新し終ったことを Snode(S_j) へ知らせると共に Snode(S_j) の遷移条件の判定に必要なレジスタ値を保持しているノードから Snode(S_j) に更新後のレジスタ値を知らせる。もし、ノード k が上の (1) から (5) のどの動作にも関与しなければ、 $S_i \rightarrow S_j$ は遷移に置き換える。この方針に従って EFSM 中の各 $S_i \rightarrow S_j$ を上の (1) から (5) に対応する動作系列に置き換えることにより EFSM_kが得られる。

ただし、(2) で送られるメッセージは送信依頼のためだけでなく、Cset(S_i) に属しているレジスタ値や入力 “ x ” の値を必要とするノードに送信するためにも用いられる。さらに、自ノードのレジスタ値のみでレジスタの更新が行えるノードに更新のきっかけを与えたり、(5) で Snode(S_j) にレジスタ値を知らせる必要があるノードに対する送信依頼も兼ねる。

例えば、図 1 の状態遷移 $S_0 \rightarrow S_2$ に対して、図 3 から図 6 の 4 つの EFSM_kは次のように動作する。まず、(1) ノード 1 が $a?x$ を実行した後、(2) ノード 1 からノード 3 へレジスタ r_3 の値の送信依頼メッセージを送る (ノード 1, 2 がレジスタ r_2 の内容を更新するためにはノード 3 からレジスタ r_3 の値を送ってもらう必要がある) と共に、ノード 2 に入力 x の値を送る。また、ノード 4 にレジスタ r_4 の値をノード 3 へ送ることを依頼する。(3) ノード 3 からレジスタ r_3 の値をノード 1, 2 へ送る。(4) ノード 1, 2, 3 がレジスタの値を更新する。(5) ノード 1, 2 からノード 3 へレジスタ値の更新が終了したことを知らせると共に、ノード 4 からノード 3 へレジスタ r_4 の値を転送する (ノード 3 が状態 S_2 での遷移条件を判定するのに必要)。この方法で $a?x$ の実行と各ノードのレジスタ値の更新が行える。

上記の方法では、(2), (3), (5) の 3 ステップでメッセージ交換が行われる。勿論、4 ステップ以上のメッセージ交換による方法や、適当なノードが更新後のレジスタ値を計算してその結果を必要なノードに配布する方法など、上記以外の導出方法も考えられるが、上の方法がメッセージ交換によるシステム全体での遅延時間を比較的短くできると考えられるので、ここでは上述の方針に従う。

上記の方法において、(2), (3), (5) の 3 ステップでのメッセージ交換の総数ができるだけ少なくなる方法を考える。一般に、ノード k からノード l へ送信依頼メッセージを送る場合と複数のレジスタ値の組を送る場合ではメッセージ長に大きな違いがあるが、ここでは、その場合でも各メッセージを 1 個と考える。その仮定の下でメッセージ交換の総数を小さくする方法を考える (EFSM 全体での最小化については後述)。例えば、あるノードが Cset(S_i) に含まれるレジスタ r_k の値を必要とする場合、(2) でノード Snode(S_i) から送られるメッセージとしてその値を受け取ってもよいし、(3) で Rnode(r_k) から送られるメッセージとして受け取ってもよい。全体のメッセージを少なくするにはどちらのステップで受信すべきかを決定する必要がある。

4.2 各 EFSM_kの動作

以下、上述の (2), (3), (5) のステップで送受信されるメッセージをそれぞれ μ 型メッセージ、 β 型メッセージ、 ξ 型メッセージと呼び、 μ 型メッセージ、 β 型メッセージを受信するノードの集合をそれぞれ μ , β と表し、 ξ 型メッセージを送信するノードの集合を ξ と表す。

集合 μ には、集合 $\beta \cap \beta$ 型メッセージを送るノードの集合 α , Snode(s_i) の知っているレジスタ値 (入力変数) を必要とするノードの集合 η 、自ノードだけで更新ができるノードの集合 λ , Snode(S_j) へ知っているレジスタ値を送信する必要があるが、(この遷移で) 更新は行なわないノードの集合 χ がある。また集合 ξ には、この遷移でレジスタ値の更新を行なうノードの集合 γ と、Snode(S_j) が必要とする (更新後の) レジスタ値を送るノードの集合 ρ がある。

このとき、次のような EFSM の各状態遷移に対して、

$$s_i - \langle C(x, r_{i_1}, \dots, r_{i_n}), a?x, R \rangle \rightarrow s_j \\ \text{where } R = \{ r_{v'} \leftarrow E_v(\dots), \dots, r_{w'} \leftarrow E_w(\dots) \}$$

各 EFSM₁, ..., EFSM_p は次のように動作すると考える。

手続き Synthesis

- (Proc1). 状態 S_i で各動作が実行可能かどうかを判定する。実行可能な動作があれば実行する。
- (Proc2). Snode(S_i) から $\alpha + \eta + \lambda + \chi$ に属するノードに μ 型のメッセージを送る。
- (Proc3). $\alpha + \eta + \lambda + \chi$ に属するノードが Snode(S_i) からの μ 型のメッセージを受け取る
- (Proc4). α に属するノードから β に属するノードにレジスタ値 (β 型のメッセージ) を送る。
- (Proc5). β に属するノードがレジスタ値を受け取る。
- (Proc6). γ に属するノードがレジスタ値を更新する。

(Proc7). $\gamma-\rho$ に属するノードから $\text{Snode}(S_j)$ にレジスタ値の更新終了を知らせる ξ 型のメッセージを送る。また ρ に属するノードから $\text{Snode}(S_j)$ に(更新後の)レジスタ値を送る。

(Proc8). $\text{Snode}(S_j)$ が ξ からのメッセージを受け取る。

$\text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p$ は最初、初期状態に対して上の (Proc1) ~ (Proc8) を実行する。次に (Proc8) で遷移した状態 S_j に対して上の (Proc1) ~ (Proc8) を実行する。この操作を繰り返す。なお、 β, η, ρ については、その集合の内容を定めるだけではなく具体的にどのレジスタ値をどのノードに送信するかを定める必要がある。

4.3 メッセージ数の削減法

4.3.1 各メッセージの決定に用いる述語

- (I). $\text{Snode}(S_i)$ を u とする。上の (Proc2) でノード u からノード u が知っているレジスタ値や入力 x の値をノード v へ送らなければならないとき真となるような述語を η_{uv} とする。また、ノード u からノード v へレジスタ r_h (入力 x) の値を送信する必要があるとき真となる述語を $\eta_{uv.r_h}$ ($\eta_{uv.x}$) とする。
- (II). 同様に上の (Proc2) でノード u からノード v へレジスタ値の送信依頼メッセージを送る必要があるとき真となるような述語を α_{uv} とする。
- (III). 上の (Proc2) で λ に属するノード v は自ノードのレジスタ値のみを用いてレジスタ値を更新できるノードである。このようなノード v にはノード u からレジスタ値の更新を指示するメッセージを送る必要がある。ノード u からノード v へこのメッセージを送る必要があるとき真となる述語を λ_{uv} とする。
- (IV). 上の (Proc7) で $\rho-\gamma$ に属するノードはレジスタ値の更新は行なわないが、 $\text{Snode}(S_j)$ にレジスタ値を知らせる必要のあるノード ($\in \chi$) である。 χ に属するノードには、レジスタ値の送信を依頼するメッセージを送る必要がある。(Proc2) でこのメッセージを送る必要があるとき真となる述語を χ_{uv} とする。
- (V). 上の (Proc2) で $\eta_{uv}, \alpha_{uv}, \lambda_{uv}, \chi_{uv}$ の何れかが真であるとき真となる述語を μ_{uv} とする。
- (VI). 上の (Proc4) で α に属するノード w から β に属するノード v にレジスタ値を送る必要があるとき真となる述語を β_{wv} とする。また、ノード w からノード v へレジスタ r_h の値を送信する必要があるとき真となる述語を $\beta_{wv.r_h}$ とする。
- (VII). 上の (Proc8) で ξ に属するノード v からノード $\text{Snode}(S_j)$ (以下ノード z とする) にレジスタ値の更新終了を知らせるメッセージ (またはレジスタ値) を送る必要があるとき真となる述語をそれぞれ、 γ_{vz}, ρ_{vz} とする。このうち、レジスタ r_h の値を送る必要があるとき真となる述語を $\rho_{vz.r_h}$ とする。また、 γ_{vz}, ρ_{vz} の少なくとも一つが真のとき真となる述語を ξ_{vz} とする。

4.3.2 各述語の決定に用いる制約条件

上の (I)~(VII) の記述から、 $\eta_{uv}, \eta_{uv.r_h}, \eta_{uv.x}, \alpha_{uv}, \lambda_{uv}, \chi_{uv}, \mu_{uv}, \beta_{wv}, \beta_{wv.r_h}, \xi_{vz}, \gamma_{vz}, \rho_{vz}, \rho_{vz.r_h}$ の間に次の不等式が成り立つ必要がある (ここでは各述語を 0, 1 のいずれかの値を取る変数とみなす)。

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。 $r_h \in \text{Cset}(S_i)$ なる各レジスタ r_h とノード v ($1 \leq v \leq p$) の組に対して、

$$(1) \quad \eta_{uv} \geq \eta_{uv.r_h}$$

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。入力 x とノード v ($1 \leq v \leq p$) の組に対して、

$$(2) \quad \eta_{uv} \geq \eta_{uv.x}$$

ノード v が入力 x を必要とするとき (ノード v のレジスタ値の更新に入力 x の値が必要なとき) ,

$$(3) \quad \eta_{uv.x} = 1 \quad \text{上述の (I) に対応}$$

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。各ノード v ($1 \leq v \leq p$) と w ($1 \leq w \leq p$) の組に対して、

$$(4) \quad \alpha_{uv} \geq \beta_{wv} \quad \text{上述の (II) に対応}$$

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。各ノード $v \in \gamma$ に対して、

$$(5) \quad \eta_{uv} + \sum_{1 \leq v \leq p, v \neq u} \beta_{yv} + \lambda_{uv} \geq 1 \quad \text{上述の (III) に対応}$$

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。各ノード v ($1 \leq v \leq p$) に対して、

$$(6) \quad \mu_{uv} \geq \alpha_{uv}, \mu_{uv} \geq \eta_{uv},$$

$$(7) \quad \mu_{uv} \geq \lambda_{uv}, \mu_{uv} \geq \chi_{uv} \quad \text{上述の (V) に対応}$$

u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。各ノード v ($1 \leq v \leq p$) とレジスタ r_h ($1 \leq h \leq m$) の組に対して、もしノード v が r_h の値を必要とするなら、

$$(8) \quad \sum_{w \in \text{Rnode}(r_h)} \beta_{wv.r_h} + \eta_{uv.r_h} \geq 1$$

また、各ノード v ($1 \leq v \leq p$) と w ($1 \leq w \leq p$) の組に対して、

$$(9) \quad \beta_{wv} \geq \beta_{wv.r_1}, \dots, \beta_{wv} \geq \beta_{wv.r_m} \quad \text{上述の (VI) に対応}$$

z を $\text{Snode}(S_j)$ とする。各ノード $v \in \gamma$ に対して、

$$(10) \quad \gamma_{vz} = 1$$

z を $\text{Snode}(S_j)$ とする。各ノード $v \notin \gamma$ に対して、

$$(11) \quad \chi_{uv} \geq \rho_{vz} \quad \text{上述の (IV) に対応}$$

さらに、 u を $\text{Snode}(S_i)$ とする。各ノード v ($1 \leq v \leq p$) に対して、

$$(12) \quad \gamma_{uz} \geq 1 - \sum_{(1 \leq v \leq p) v \neq u} \mu_{uv}$$

(これは、ノード間のメッセージのやりとりが全くなくて、しかも実行ノードが替わるときに、ノード u から直接ノード z へ γ 型のメッセージを送ることを表している。)

また、各レジスタ $r_h (1 \leq h \leq m)$ に対して、もしノード z が r_h の値を必要とする ($z \notin \text{Rnode}(r_h)$) なら、

$$(13) \quad \sum_{w \in \text{Rnode}(r_h)} \rho w z \cdot r_h \geq 1$$

さらに、各ノード $w (1 \leq w \leq p)$ とレジスタ $r_h (1 \leq h \leq m)$ の組に対して、

$$(14) \quad \rho w z \geq \rho w z \cdot r_h$$

(15) $\xi w z \geq \rho w z, \xi w z \geq \gamma w z$, 上述の (VII) に対応

4.3.3 各述語の決定の方法

上 (1)~(15) の制約条件を満足するような変数の組の中で、

$$N = \left\{ \sum_{1 \leq y \leq p \wedge y \neq u} \mu u y \right\} + \left\{ \sum_{1 \leq w \leq p \wedge w \neq u} \sum_{1 \leq v \leq p} \beta w v \right\} + \left\{ \sum_{1 \leq v \leq p \wedge v \neq z} \xi y z \right\}$$

の値を最小にするように各変数の値を定めれば、メッセージの総数が小さくなる。制約条件は線形不等式であるので、 N を目的関数として、0-1 整数線形計画問題を解くアルゴリズムを用いて N の値を最小にするような解を求めればよい。

例の EFSM に対して、実際に上述のアルゴリズムを適用したときの結果を紹介する。

S_0, S_1 間の状態遷移

$\eta 13, \eta 14, \eta 13 \cdot x, \eta 14 \cdot x, \mu 13, \mu 14, \xi 43, \gamma 43$ が 1 その他が 0 となる。

S_0, S_2 間の状態遷移

$\eta 12, \eta 13, \eta 12 \cdot x, \eta 13 \cdot x, \alpha 13, \chi 14, \mu 12, \mu 13, \mu 14, \beta 31, \beta 32, \beta 31 \cdot x, \beta 32 \cdot x, \xi 13, \xi 23, \xi 43, \gamma 13, \gamma 23, \rho 13, \rho 43, \rho 13 \cdot x, \rho 43 \cdot x$ が 1 その他が 0 となる。

S_3, S_1 間の状態遷移

$\eta 34, \eta 34 \cdot x, \mu 34, \xi 43, \gamma 43$ が 1 その他が 0 となる。

4.4 各 EFSM_k の構成法

手続き **Synthesis** にしたがって、各ノードの状態遷移系列が生成できる。

(Proc1)では、 k が $\text{Snode}(S_i)$ であるとき、要求仕様の、遷移条件、動作をそのまま記述する (レジスタ更新は行なわない。これは (Proc6) でまとめて行なう)。(Proc2)では、 k が $\text{Snode}(S_i)$ なら μ 型のメッセージを複数出力する必要があるが、これらは適当な順序で直列に行なえばよい。遷移条件は常に真である。(Proc3)では、 k が $\text{Snode}(S_i)$ 以外のノードで μ 型のメッセージを受信する必要があるときは受信動作を行なう。遷移条件は次で述べるようにメッセージの内容に依存する。(Proc4)で、複数の β 型のメッセージの送信を行なう必要のあるときは (Proc2) と同様に適当な順序で直列に行なう。(Proc5)では、 β 型のメッセージを受信する必要があるとき、それらのメッセージの受信動作を行なう。受信動作も適当な順序で直列に行なえばよい。(Proc6)でレジスタ更新を行なう。ここでまとめて更新を行なうために、(Proc3)、(Proc5)で受信したレジスタ値を保持してお

く一時レジスタを各ノードで一個用意しておく。この一時レジスタで複数個の β 型のメッセージを保持しておいて、この内容を用いて (Proc6) でレジスタ値を更新する。(Proc7)では、 k が ξ に属していれば、ノード $\text{Snode}(S_j)$ に ξ 型のメッセージを送信する。(Proc8)で k が $\text{Snode}(S_j)$ なら、 ξ 型メッセージの受信動作を適当な順序で直列に行なう。

4.5 メッセージの内容と状態遷移図の簡約

状態遷移 $e(S_i \rightarrow S_j)$ について、ノード $u (= \text{Snode}(S_i))$ からノード $v (1 \leq v \leq p)$ へ送信する μ 型のメッセージの内容は次のとおり： $\{\text{label}(e), \{ \langle "r_h", \text{value}(r_h) \rangle \mid \eta u v \cdot r_h = 1 \}, \{ \langle "x", \text{value}(x) \rangle \mid \eta u v \cdot x = 1 \} \}$

但し、 $\text{label}(e)$ は辺 e を他辺と区別するためのラベル、 $\text{value}(r_h)$ 、 $\text{value}(x)$ はそれぞれ、レジスタ r_h 、入力 x の値。

同様に、ノード v からノード $w (1 \leq v, w \leq p)$ へ送信する β 型のメッセージの内容を $\{\text{label}(e), \{ \langle "r_h", \text{value}(r_h) \rangle \mid \beta u v \cdot r_h = 1 \} \}$ とし、ノード $v (1 \leq v \leq p)$ からノード $z (= \text{Snode}(S_j))$ へ送信する ξ 型のメッセージの内容を $\{\text{label}(e), \{ \langle "r_h", \text{value}(r_h) \rangle \mid \rho u v \cdot r_h = 1 \} \}$ とする。すなわち、各メッセージには状態遷移 e のラベル名及び、送信すべきレジスタ名 (入力変数名) とその内容が含まれている。

実行ノードでない場合は、非決定遷移のどちらを実行すべきかをメッセージの状態遷移 e のラベル名を先読みして判断する。例えば、図 3 の EFSM において、状態 S_{123} から、 $g_{31} ? M, g_{31} ? M, g_{32} ? H$ で始まる三つの状態遷移があるが、このうちどれを行なうべきかはゲート g_{31} で入力したデータに含まれるラベル名で判断する。

上述の手続きによって導出されるあるノードの状態遷移図は、いわゆる ϵ 遷移を含んでいたり、冗長な状態を含んでいることがある。例えば、ノード 2 において、手続き **Synthesis** のみを適用すると、 S_0, S_1 間、 S_1, S_2 間、 S_2, S_3 間、 S_3, S_1 間の遷移が ϵ 遷移となる。この遷移において、 S_0, S_1 間、 S_1, S_2 間、 S_2, S_3 間、 S_3, S_1 間の ϵ を除去すると、前述の EFSM₂ が得られる。同様に図 3, 6 の EFSM₁、EFSM₄ でもこの ϵ 遷移を除去し等価で簡潔な EFSM を構成している。

ϵ 遷移や冗長な状態の簡約方法は以下の通り。

仕様記述の各状態遷移を手続き **Synthesis** で得られた状態遷移系列に置き換えた EFSM_i について、状態遷移を辺、状態をノードと見なし、辺集合 \bar{E} 、ノード集合 V からなる有向グラフ $G_i(V, \bar{E})$ を考える。

要求仕様 EFSM での各状態に対応する各 EFSM_k での状態は、手続き **Synthesis** によって生じる中間状態と区別できる。各 EFSM_k での前者の状態の集合を Q_k で表す。

ノード集合 V のうち、 Q_k に属する状態 S でかつ $\text{Snode}(S)$ がノード k でないものの集合 NC_k を考える。 NC_k の各要素の状態においては、ノード k 以外のノードが実行ノードになっている。 NC_k の各要素を始点、あるいは終点とするすべての辺について、その始点 (あるいは終点) を $S' (\notin V)$ に替えた辺の集合を $\bar{E}(NC_k)$ とする (始点、終点ともに NC_k の各要素の場合は $S' \rightarrow S'$ なる辺と考える)。 NC_k の各要素を始点、あるいは終点とするすべての辺の集合を \bar{N} とする。また辺集合 \bar{E} のうち、 ϵ 遷移に対応する辺の集合を $\bar{\epsilon}$ とする。

グラフ $G_k(V, E)$ からグラフ $G'_k((V - NC_k) \cup \{S'\}, (E -$

$\bar{N} - \bar{e}) \cup \bar{E}(NC_k))$ を作る。グラフ G'_k は簡約された状態の EFSM $_k$ を表す。

4.6 EFSM $_k$ の構成法の正当性

まず、(1). 各状態遷移に対して、手続き **Synthesis** のみで導出される分散システムの動作仕様と要求仕様 EFSM の等価性が成立つことを示す。次に、(2). 簡約化アルゴリズムを適用した動作仕様について、適用前の動作仕様と等価性がなりたつことを示す。

(1). 要求仕様 EFSM が初期状態にあるとき、動作仕様の $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ はそれぞれの初期状態にあり、すべてのキューは空である。また、この状態における実行ノードが一つあり、遷移条件、動作、レジスタ値ともに要求仕様 EFSM に等しいことは手続き **Synthesis** よりあきらか。

要求仕様 EFSM が状態 S_i にあるとき、 $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ がそれぞれ状態 S_i にあり、すべてのキューは空とする。ノード q が $\text{Snode}(S_i)$ であるとする。EFSM $_q$ の状態 S_i では、遷移条件、動作ともに要求仕様 EFSM に等しい。また、 q 以外の EFSM $_k$ では、状態 S_i からの遷移は、受信動作で始まるか、 ϵ 遷移であることは、手続き **Synthesis** より簡単に分かる。

ノード q が状態 S_i からの遷移を一つ選んだとき、 q 以外のノードが、どの遷移を選べばよいかは、メッセージの構成法より、 $\text{label}(e)$ を調べればわかる。 $\langle \text{EFSM}_1, \dots, \text{EFSM}_p \rangle$ がこの遷移により、正しくレジスタを更新することは、手続き **Synthesis** より明らか。

遷移後、要求仕様 EFSM の状態が S_j であれば、ノード q 及び、何等かの受信動作が行なわれたノードの EFSM $_k$ は状態 S_j にある。その他の EFSM $_k$ では、次に行なえる動作は結局、受信動作しかないのですのノードはどの状態にあるか分かっていると考えてよい。

またこの一連のメッセージの送受信は 1 対 1 対応しており、また $\text{Snode}(S_j)$ は、変更のあったすべてのノードからのメッセージを受け取った後でない状態 S_j に遷移できないので、 S_j に遷移した後はすべてのキューは空である。

(2). この (1) で得られた任意の EFSM $_k$ において、 k が実行ノードである状態 S と実行ノードでない状態 S' 間に ϵ 遷移がないことが保証できるので、実行ノードでない状態を前節のアルゴリズムで一つの状態にまとめても、もとの EFSM $_k$ と同じ動作が行なえることを確認すれば十分である。

もとの EFSM $_k$ における異なる 2 つの状態 S' , S'' がこのアルゴリズムにより、一つの状態 S になったとする。アルゴリズムより、ノード k は状態 S' , S'' の実行ノードではないので、 S' , S'' からの遷移はすべて受信動作で始まる。したがって S からの遷移もすべて受信動作で始まる。

$\text{Snode}(S')$ によって選ばれた遷移でノード k が受信動作を行なうのであれば、メッセージ内のラベル $\text{label}(e)$ によって、状態 S からもととも状態 S'' にあった対応する遷移を行ない、異なる遷移をすることはない。受信動作を行なわないときは、ノード k の動作は ϵ 遷移であり、ノード k は何もなくてよい。

4.7 EFSM 全体でのメッセージ数の削減

複数の遷移を考えた場合、よりメッセージ数を減らすことが出来る。例えば前述の例題の場合、**Synthesis** より、状態 S_2 に遷移した時点で EFSM $_3$ はレジスタ r_4 の値を知っている。また S_2, S_3 の間の遷移で、レジスタ r_4 の値は変化しないので、この遷移で EFSM $_3$ はレジスタ r_4 の値を再び問い合わせる必要はない。よって図 5 の状態 S_2 から S_3 の遷移系列中の $g34!M, g43!C$ を取り除くことができる (図 6 の EFSM $_4$ も同様)。このように大局的に考えるとメッセージ数を減らすことができる。なお他にも幾つかのメッセージ削減法が考えられるが誌面の都合で割愛する。

5. 今後の検討事項

本稿では、EFSM モデルで記述された分散システムの要求記述から各ノードの動作仕様を自動生成するアルゴリズムを与えその正当性を示した。

我々の研究グループでは、EFSM 仕様を記述するため ASL/ASM という代数的言語を定めそのクラスに対するインタプリタ、コンパイラを開発している⁽¹¹⁾。現在 ASL/ASM で要求記述を行ない、その記述から各ノードの動作仕様 (ASL/ASM プログラム) を自動生成することを検討している。実際の応用例に対し本アルゴリズムを適用し、その有効性を評価すること等が今後の課題である。

文献

- (1). R. Probert and K. Saleh : "Synthesis of Communication Protocols: Survey and Assessment", IEEE Trans. on Comp., Vol.40, No.4, pp.468-476, 1991.
- (2). R. Gotzhein and G. v. Bochmann : "Deriving Protocol Specifications from Service Specifications Including Parameters", ACM Trans. on Comp. Syst., Vol. 8, No. 4, pp.255-283, Nov. 1990.
- (3). G. v. Bochmann and R. Gotzhein : "Deriving protocol specifications from service specifications", Proc. of ACM SIGCOMM '86, pp.148-156, 1986.
- (4). R. Langerak : "Decomposition of functionality; a correctness-preserving LOTOS transformation", Proc. of Tenth IFIP WG 6.1 Symp. on Protocol Specification, Testing and Verification, North Holland, pp. 229-242, 1990.
- (5). T. Higashino : "Service Specification and Its Protocol Specifications in LOTOS", IEICE Trans. Fundamentals, Vol. E75-A, No. 3, pp.330-338, March 1992.
- (6). ISO : "Information Processing System, Open Systems Interconnection, LOTOS - A Formal Description Technique Based on the Temporal Ordering of Observational Behaviour", IS 8807, Jan. 1989.
- (7). P.-Y.M. Chu and M.T. Liu : "Synthesizing Protocol Specifications from Service Specifications in FSM model", Proc. Computer Networking Symp. '88, pp.173-182, April 1988.
- (8). P.-Y.M. Chu and M.T. Liu : "Protocol Synthesis in a State-Transition Model", Proc. COMPSAC'88, pp.505-512, 1988.
- (9). D. Park : "Concurrency and automata on infinite sequences", Theoretic Computer Science, Lecture Notes in Computer Science, Vol. 104. pp.167-183, Springer-Verlag, 1981.
- (10). R. Milner : "Comunication and Concurrency", Prentice-Hall, 1989.
- (11). 大庭 雅弘, 杉山 裕二, 谷口 健一 : "代数的言語 ASL における抽象的順序機械型プログラムとその処理系", 信学論 (DI), J73-D-I, 12, pp.971-978(平 2-12).