

## 2 入出力対オートマトンによる計算機結合 インタフェースの設計手順

京大 工学部 岩間一雄

上林弥彦

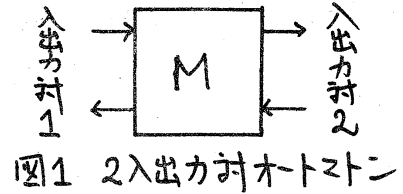
矢島脩三

### 1. まえがき

計算機システムあるいは計算機ネットワークを構成する種々のハードウェアやソフトウェアの開発においては、動作の記述や試験等におけるあいまいさの存在が指摘されながらも、ある程度経験的手法にたよるを得る面があった。しかし近年設計自動化の方向とともに、実際のシステムを対象にしてついでに数学的議論にも適したいくつかのモデルが提案されている。それは併行処理に関係したものに限っても、並列プログラムを論じたもの[1]~[6]、計算機間の通信を論じたもの[7]~[11]、ペトリネットの解析や応用[12]~[15]等数多く議論されているが、システムの設計より解析に重点が置かれている傾向がある。

我々はインタフェースの設計と解析の両方に適用できると思われるオートマトンモデルとして、新たに2入出力対オ-

トマツンモデルを導入した[1]~[3]。このモデルの特徴は図1に示すように2つの入出力端子を有し、それぞれが互



いに非同期的な動作を有するシステムとして扱われることを仮定している。このことは2つのシステムの動作系列のみならずそれぞれの動作の相対的な時間関係についての制御も記述することを目的としており、インタフェースの動作の正確な記述という目標に合致していると思われる。

本論文では計算機ネットワーク構成の基本的部分と見る2台の計算機結合のためのインタフェースの設計手順を2入出力対オートマトンの上で論じている。一般にモデルは実際のシステムが有する性質の中で扱ったものはすべて含み、かつ実際のシステム程複雑でなければならないが、2入出力対オートマトンはインタフェースのモデルとしてこのような条件を満たしていると考えられる。以下2節ではモデルとインタフェースの対応や、インタフェースで求められる性質（信頼性の向上等）がオートマトンの上でどのように表現されるかについて論じる。3節と4節では議論を完全に2入出力対オートマトン上で行い、設計手順をできる限り形式的に与えている。5節では1つのケーススタディとして、研究室計算機ネットワーク LABOLINK [4]の一部を構成するPDP11/40

と HITAC 8350 の結合において手順が、かかる適用の仕組みを述べる。

## 2. 2入出力対オートマトンとインタフェース

### 2.1 2入出力対オートマトン

[定義1] 2入出力対オートマトンは7項組  $M = (Q, S, \Sigma, \Gamma, \delta, \lambda, A_0)$  で表わされる。ここで (i)  $Q$  は入出力対数, (ii)  $S$  は内部状態の集合, (iii)  $\Sigma = \Sigma_1 \cup \Sigma_2$  は入力アルファベット,  $\Gamma = \Gamma_1 \cup \Gamma_2$  は出力アルファベットである。  $\Sigma_i, \Gamma_i$  ( $i=1,2$ ) はそれぞれ入出力対  $i$  における入力アルファベット, 出力アルファベットである。 (iv)  $\delta$  は状態遷移関数で,  $D_\delta \subseteq S \times \Sigma_1 \times \Sigma_2$  から  $S$  の中への写像, (v)  $\lambda = (\lambda^{(1)}, \lambda^{(2)})$  は出力関数で,  $\lambda^{(i)}$  ( $i=1,2$ ) は  $D_\lambda^{(i)} \subseteq S \times \Sigma_1 \times \Sigma_2$  から  $\Gamma_i$  の中への写像である。  $A \in S, x_1 \in \Sigma_1, x_2 \in \Sigma_2$  に対し,  $\lambda(A, x_1, x_2) \triangleq (\lambda^{(1)}(A, x_1, x_2), \lambda^{(2)}(A, x_1, x_2))$ , (vi)  $A_0 \in S$  は初期状態。

本論文で扱う2入出力対オートマトンではさらに以下の条件が加わる。

(1) 無信号状態を表わすため  $\varepsilon$  が導入され以下の条件を満たす。 (i)  $\varepsilon \in \Sigma_1 \cap \Sigma_2 \cap \Gamma_1 \cap \Gamma_2$ , (ii)  $\forall p \in (\Sigma_1 \cup \Sigma_2 \cup \Gamma_1 \cup \Gamma_2)^*$  に対し,  $\varepsilon p = p\varepsilon = p$  かつ  $\forall r \in (\Sigma_1 \times \Sigma_2 \cup \Gamma_1 \times \Gamma_2)^*$  に対し,  $(\varepsilon, \varepsilon)r = r(\varepsilon, \varepsilon) = r$ , (iii)  $\forall A \in S$  に対し,  $(A, \varepsilon, \varepsilon) \in D_\delta$ .

(2)  $D_\delta = D_\lambda^{(1)} = D_\lambda^{(2)}$  ( $= D_M$  とおく)。

(3)  $\Sigma_1 - \{ \epsilon \}$ ,  $\Sigma_2 - \{ \epsilon \}$ ,  $\Pi_1 - \{ \epsilon \}$ ,  $\Pi_2 - \{ \epsilon \}$  は互いに disjoint.

本論文で用いられる主要用語と記号を以下にまとめる。

- (1) 入力信号対  $(x_1, x_2) \in \Sigma_1 \times \Sigma_2$ ,
- (2) 入力(信号)対系列  $\varphi \in (\Sigma_1 \times \Sigma_2)^*$ ,
- (3) 出力(信号)対系列  $\gamma \in (\Pi_1 \times \Pi_2)^*$ ,
- (4) 入出力(信号)対系列  $\rho \in ((\Sigma_1 \times \Sigma_2) \cdot (\Pi_1 \times \Pi_2))^*$  ( $\cdot$ は連接を表わす),
- (5) 入出力対  $i$  ( $i=1,2$ )の入出力(信号)系列  $\rho_i \in (\Sigma_i \cdot \Pi_i)^*$ .

[定義2]  $M = (S, \Sigma, \Pi, \delta, \lambda, \lambda_0)$  の  $\delta$  と  $\lambda$  は以下の様に定義される。(i)  $\delta: S \times \Sigma_1 \times \Sigma_2 \rightarrow 2^S$  ( $S$  のベキ集合),  $\delta(A, x_1, x_2) = \{ A' \mid A' = \delta(A, \varphi), \text{ 任意 } \varphi \text{ は } (\epsilon, \epsilon)^*(x_1, x_2)(\epsilon, \epsilon)^* \text{ の要素で, } \delta(A, \varphi) \text{ が定義されている} \}$ , (ii)  $\lambda: S \times \Sigma_1 \times \Sigma_2 \rightarrow (\Pi_1 \times \Pi_2)^*$   $\lambda(A, x_1, x_2) = \{ \gamma \mid \gamma = \lambda(A, \varphi), \varphi \text{ は上と同様} \}$ . 任意にここで  $\delta$  と  $\lambda$  の定義域は  $S \times (\Sigma_1 \times \Sigma_2)^*$  へ拡張されている。

$\delta$  と  $\lambda$  の定義域は通常の方法で  $2^S \times (\Sigma_1 \times \Sigma_2)^*$  へ拡張される。

$M$  の入力対系列  $\varphi$  は  $\delta(A_0, \varphi) \neq \emptyset$  (空集合) のとき  $M$  に適合するといふ。

## 2.2 2入出力対オートマトンとシフトフェースの関係

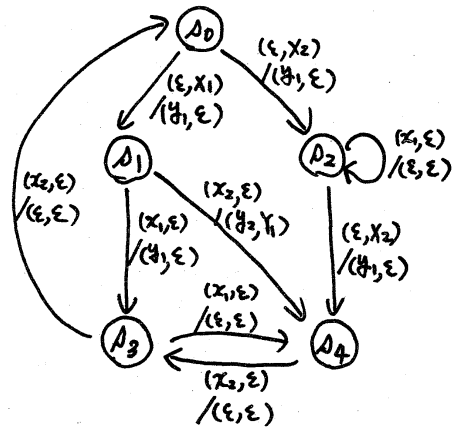
2入出力対オートマトンは実際のシフトフェースのモデルとして導入されたが、シフトフェースの動作を忠実に表現し

ようとするとモデルが複雑化するため、実用的見地から上記の定義を行ってゐる。ユニタフェースでは、信号は入出力討ごとくに独立にパルス等で加えられ、例えばその立上りで状態遷移が起動されるという意味で非同期的な動作をする。又内部的な要因によつて外部からの入力無しで自励遷移を起こすこともあり、この場合その時刻や条件等を細かく記述すれば、モデルが複雑化して、解析のための実用性が失われてしまう恐れもある。オートマトンでは  $(\varepsilon, x_2)$  は一方の入出力対(入出力対2)からの入力、 $(x_1, x_2)$  は同時入力を表わし、 $(\varepsilon, \varepsilon)$  による自励遷移 ( $\delta(A, \varepsilon, \varepsilon) = A$ ,  $\pi(A, \varepsilon, \varepsilon) = (\varepsilon, \varepsilon)$  でなつた遷移) の場合には、 $(\varepsilon, \varepsilon)$  入力としてオートマトンが受けつけるための条件(例えばいつこの遷移が起動されるか等)については記述せず、その遷移先と、出力のみを示すことによつてモデルの簡単化をはかっている。

我々の目的はユニタフェースの種々の性質や、2つのユニタフェース間の関係をモデルである2入出力対オートマトンの上で論じようとするものである。そこで生じる大きな問題は、ユニタフェース上で論じられるあつまつた形で述べられ易い性質をいかにしてオートマトン上の厳密な記述に置き換えるかであり、逆にオートマトン上で論じられる性質を実際のユニタフェースにいかにか反映させるかである。

例えばユニタフェースを一方の入出力対から観測したとき、他方の入出力対における入力を直接知ることはできないので、現在の状態を一意に知ることは一般には不可能である。このことをオートマトン上で論じると、例えば、2入出力対オートマトン  $M_1$  が図2の状態遷移図で与えられたとする。こ

こで節号は状態を表わし、枝のラベル  $(x, X)/(y, Y)$  は入力信号対とそれによる出力信号対を表わす。  $M_1$  は自励遷移は定義されておらず、すべての状態に存在する  $(\varepsilon, \varepsilon)/(\varepsilon, \varepsilon)$  の自己閉路は省略されている。入出力対

図2  $M_1$ 

1における入出力系列  $y_1, x_1, y_2$  を観測したときの  $M_1$  の可能な状態は  $A_3$  か  $A_4$  になる。ゆえに次に入出力対1から加えられる入力は  $A_3$  と  $A_4$  両方に定義されている  $x_2$  のみであり、  $A_3$  へのみ定義されている  $x_1$  は、もし  $M_1$  が  $A_4$  のとき動作が保障されないので実際は加えることができない。

このことは2入出力対オートマトンに加える入力対系列の集合が制限されることを示している(文献1参照)。

さらに2つのユニタフェース  $I_1, I_2$  が与えられたとき、  $I_1$  を  $I_2$  で置き換えることが可能であるという性質はオートマトン上では以下の様に議論される。  $I_1$  に対応するモデルを  $M_2 =$

$(Z, S_1, \Sigma_1, \Pi_1, \delta_1, \lambda_1, A_{10})$ ,  $I_2$  に対応するモデルを  $M_2 = (Z, S_2, \Sigma_2, \Pi_2, \delta_2, \lambda_2, A_{20})$ ,  $M_1$  に加えうる入力対系列の集合 (上記の様に制限される) を  $Q_1$  とすると,

$\forall q_1 \in Q_1$  に対し,  $\bar{\delta}_2(A_{20}, q_1) \neq \emptyset$  かつ  $\bar{\lambda}_1(A_{10}, q_1) \supseteq \bar{\lambda}_2(A_{20}, q_1)$  が置き換え可能な条件と考えられる。これは, オートマトンの自励遷移は, イニテフェースの動作の自由度を表わしていると考えられるからである。

### 2.3 イニテフェース設計手順の概略とその考え方

2台の計算機間のリンクを実現するためには, 図3に示すように, (1) 先ず計算機間の通信規約を決定記述し, (2) 次にそれを實現するのに必要なイニテフェース  $I_L, I_R$  を設計する。我々の手法では, (1) に対しでは図4(a)のように双方の計算機の外から見たモデルである2つのプロセス<sup>(2)</sup>を結合する1つの2入出力対オートマトン  $M$

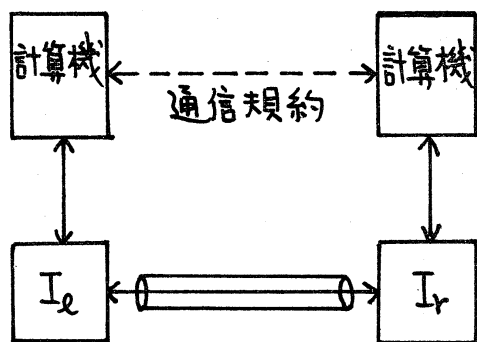


図3 2台の計算機の結合

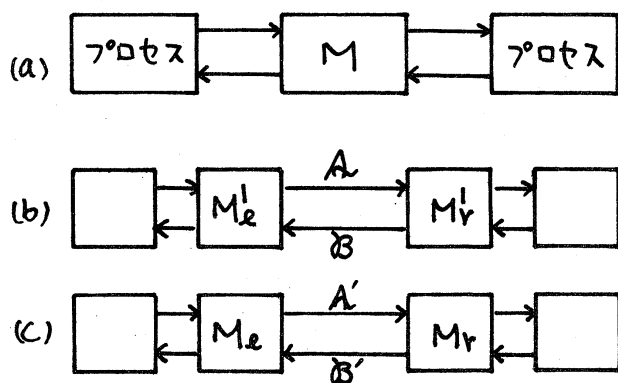


図4 2入出力対オートマトンによる設計手順

を与えることである。具体的与え方については、その1つの手法が文献[1]に述べられている。(2)に対してはMの分解変形によって、図4(c)の2つのオートマトンの組 $M_L, M_R$ を得て、それらからインタフェース $I_L, I_R$ を設計する(図4(b)は中間段階を示している)。

本論文ではオートマトンからインタフェースへの変換について述べては、議論を2入出力オートマトンの上でのみ限定することにする。また議論を簡単にするため、2入出力オートマトンを以下の様に制限する。

- (1) 自励遷移がない。
- (2) 同時入力がない。
- (3) 有限状態である。

インタフェースの動作の主要部を議論する場合にはこれらの制限は通常問題ない場合が多く、もし必要ならオートマトンとインタフェースの間の変換の部分で処理することも可能であろう。

本論文ではインタフェースにおける種々の性質をオートマトン上で以下の様に論じる。

- (1) 動作の等しさはオートマトンの等価性に置き換えられる。
- (2) 離れた場所に設置された計算機を結合する場合、一般に2つのインタフェースと間の通信線によって行われるが、



これは図4(b)に示すように、オートマトンの基本分解によってそれぞれのユニタフェースに対応するオートマトンと、間の通信路上の手順の原形を得ることが出来る。

- (3) 冗長性の除去はオートマトン上では、状態数を減らすことと、同の信号アルファベット  $A', B'$  の要素数を減らすこと（一種の符号化）によって行われる。
- (4) 信頼性の向上は本論文では出力記憶オートマトンの採用によって実現している。 $M_k$ の状態を  $M_r$ より詳しく推定することが可能なら、次の  $M_k$ からの信号を予測することにより、信号の通信路上での置換や消失、状態遷移誤りによる同期ずれを検出し易くなる。ここではこのような状態観測を簡単形式 ( $M_r$ のシフトレジスタに  $M_k$ の出力を記憶させるだけ) で実現するため、 $M_k$ を出力記憶にした。

### 3. 基本手法

#### 3.1 対象とする2入出力対オートマトンとその等価性

以後扱われる2入出力対オートマトン  $M = (S, \Sigma, P, \delta, \lambda, \lambda_0)$  (入出力対数を表わす“2”は以後しばしば省略される) は常に以下の通り限り以下の様に制限される。

- (1)  $S$  は有限集合,  
 (2)  $\forall \lambda \in S$  に対し,  $\delta(\lambda, \varepsilon, \varepsilon) = \lambda$ ,  $\lambda(\lambda, \varepsilon, \varepsilon) = (\varepsilon, \varepsilon)$ ,

(3)  $\forall \Delta \in S, \forall x_1 \in \Sigma_1 - \{\epsilon\}, \forall x_2 \in \Sigma_2 - \{\epsilon\}$  に対し  $(\Delta, x_1, x_2) \in D_M$ .

[定義3] 2つの2入出力オートマトン  $M = (S, \Sigma, T, \delta, \pi, \Delta_0)$  と  $M' = (S', \Sigma', T', \delta', \pi', \Delta'_0)$  が入力対系列集合  $W \subseteq ((\Sigma_1 \cap \Sigma'_1) \times (\Sigma_2 \cap \Sigma'_2))^*$  のもとに等価 ( $W$ -等価) であるとは,  $\forall g \in W$  に対して

(i)  $\bar{\delta}(\Delta_0, g) \neq \emptyset$  かつ  $\bar{\delta}'(\Delta'_0, g) \neq \emptyset$  ( $g$  は  $M$  と  $M'$  に適合), かつ

(ii)  $\bar{\pi}(\Delta_0, g) = \bar{\pi}'(\Delta'_0, g)$

が成り立つことを言い,  $M \stackrel{W}{=} M'$  で表わす。特に  $\forall g \in ((\Sigma_1 \cap \Sigma'_1) \times (\Sigma_2 \cap \Sigma'_2))^*$  に対して,  $\bar{\pi}(\Delta_0, g) = \bar{\pi}'(\Delta'_0, g)$  が成り立つとき,  $M$  と  $M'$  は等価であるといひ,  $M = M'$  で表わす。

$W$  は任意の集合で議論することができるが, 例えば  $W$  として  $M$  と  $M'$  の適合する入力対系列集合の共通集合をとるとそれは正規集合になる。また前節で述べた制限された入力対系列集合も正規集合となり実際上は  $W$  を正規集合に限定しても問題ないと考えられる。

[定理1]  $W$  を正規集合としたとき,  $M \stackrel{W}{=} M'$  は判定できる。

(証明略)

[定義4] ラベル付有向グラフ (有向グラフと略記されることもある) は3項組  $G = (V, L, R)$  で表わされる。ここで

(i)  $V$  は節点の有限集合, (ii)  $L$  はラベルの集合, (iii)  $R$  はラベルの付いた枝の集合で,  $R \subseteq V \times L \times V$ 。

なおラベル付無向グラフ (無向グラフ) も同様に定義される。

2入出力対オートマトンの状態遷移グラフは2節の例で示したように有向グラフである。なお以後Mの状態遷移グラフではすべての節長に存在するラベル  $(\epsilon, \epsilon) / (\epsilon, \epsilon)$  の自己閉路は省略される。状態遷移グラフGで表わされる2入出力対オートマトンをMGで表わす。

### 3.2 基本分解

2入出力対オートマトンの分解を論じるために、まず図5に示すような2つの2入出力対オートマトンの縦列接続について述べる。2入出力対オートマトンの場合、 $M_e$ から $M_r$ へ信号 $x(\in P_{ze})$ が送られるとき、 $x$ による $M_r$ の出力 $y(\in P_{ir})$ が $\Sigma$ で取りなると、それが $M_e$ の入力になり、さうしてそれによる $M_e$ の出力 $x'(\in P_{ze})$ が $M_r$ に送られるというように $M_e, M_r$ 自体は自励遷移が無くても接続された機械では自励遷移を考慮しなくてはならない。しかし本論文の制限をみれば2入出力対オートマトンの分解を論じる範囲では自励遷移を考慮しなくてもよい。

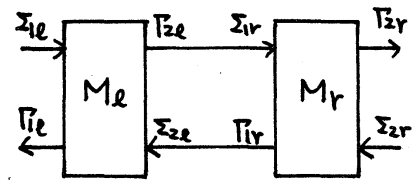


図5 2入出力対オートマトンの縦列接続

2入出力対オートマトン  $M_e = (\Sigma_e, \Pi_e, \delta_e, \lambda_e, A_{oe})$  と  $M_r = (\Sigma_r, \Pi_r, \delta_r, \lambda_r, A_{or})$  ( $\Sigma_e = \Sigma_{ie} \cup \Sigma_{ze}, \Pi_e = \Pi_{ie} \cup \Pi_{ze}, \Sigma_r = \Sigma_{ir} \cup \Sigma_{er}, \Pi_r = \Pi_{ir} \cup \Pi_{er}$ ) に関する以下の条件を ( $M_e$ の入出力対2と $M_r$ の入出力対1に関する) 接続可能条件という。(i)  $\Pi_{ze} \subseteq \Sigma_{ir}$  から  $\Pi_{ir} \subseteq \Sigma_{ze}$ ,

(ii)  $\forall \lambda_e \in S_e, \forall x_{2e} \in \Sigma_{2e}$  に対して,  $\lambda_e^{(2)}(\lambda_e, \varepsilon, x_{2e}) = \varepsilon$  かつ  $\tau$  は未定義,  
 $\forall \lambda_r \in S_r, \forall x_{1r} \in \Sigma_{1r}$  に対して  $\lambda_r^{(1)}(\lambda_r, x_{1r}, \varepsilon) = \varepsilon$  かつ  $\tau$  は未定義.

[定義5] 接続可能条件を満足する  $M_e$  と  $M_r$  に対して, 縦列接続  $M_e \cdot M_r = (S, \Sigma, \Gamma, \delta, \lambda, \Delta_0)$  は以下の様に定義される.

(i)  $\Sigma = \Sigma_{1e} \cup \Sigma_{2r}, \Gamma = \Gamma_{1e} \cup \Gamma_{2r},$  (ii)  $\Delta_0 = (\Delta_{0e}, \Delta_{0r}) \in S,$

(iii)  $\forall (\lambda_e, \lambda_r) \in S, \forall x_{1e} \in \Sigma_{1e}$  に対して

$$\delta((\lambda_e, \lambda_r), x_{1e}, \varepsilon) \triangleq \begin{cases} (\delta_e(\lambda_e, x_{1e}, \varepsilon), \delta_r(\lambda_r, \lambda_e^{(2)}(\lambda_e, x_{1e}, \varepsilon), \varepsilon)) & \text{かつこの状態は } S \text{ に属す (すべての関数の値が定義されている場合)} \\ \text{未定義} & \text{(その他の場合)} \end{cases}$$

$$\lambda((\lambda_e, \lambda_r), x_{1e}, \varepsilon) \triangleq \begin{cases} (\lambda_e^{(1)}(\lambda_e, x_{1e}, \varepsilon), \lambda_r^{(2)}(\lambda_r, \lambda_e^{(2)}(\lambda_e, x_{1e}, \varepsilon), \varepsilon)) & \text{(すべての関数値が定義されている場合)} \\ \text{未定義} & \text{(その他の場合)} \end{cases}$$

(iv)  $\forall (\lambda_e, \lambda_r) \in S, \forall x_{2r} \in \Sigma_{2r}$  に対して  $\delta((\lambda_e, \lambda_r), \varepsilon, x_{2r})$  と  $\lambda((\lambda_e, \lambda_r), \varepsilon, x_{2r})$  は (iii) と同様, (v)  $\forall (\lambda_e, \lambda_r) \in S, \forall x_{1e} \in \Sigma_{1e} - \{\varepsilon\}, \forall x_{2r} \in \Sigma_{2r} - \{\varepsilon\}$  に対して  $\delta((\lambda_e, \lambda_r), x_{1e}, x_{2r})$  と  $\lambda((\lambda_e, \lambda_r), x_{1e}, x_{2r})$  は未定義.

明らかになるように  $M_e \cdot M_r$  は同時入力の 2 入出力オートマトンである。

[定義6]  $M = M_e \cdot M_r$  であるとき,  $M_e$  と  $M_r$  の対は  $M$  の分解であるという。

[定理2]  $M, M_e, M_r$  の適合する入力対系列集合をそれぞれ

$Q, Q_e, Q_r$  とする。  $M_e \stackrel{Q_e}{\cong} M'_e, M_r \stackrel{Q_r}{\cong} M'_r$  を満足する任意の  $M'_e, M'_r$  によって,  $M = M_e \cdot M_r \Rightarrow M \cong M'_e \cdot M'_r$  (証明略)

2入出力対オートマトンの分解法はいろいろ考えられるが、任意の(本論文の制限を満す)2入出力対オートマトンに適用できる実用的な分解法を以下に与える。

[アルゴリズム41]  $M$ の基本分解(図4参照)

- (1)  $M$ の状態遷移グラフ  $G_M = (S, \Sigma \times \Sigma_2 / \Pi \times \Pi_2, R)$  とラベルを除いて同形の2つのグラフ  $G_e = (S_e, \Sigma \times B / \Pi \times A, R_e)$  と  $G_r = (S_r, A \times \Sigma_2 / B \times \Pi_2, R_r)$  を求める。ラベルのつけ方は以下の様になる。 $(\alpha, (x, x)/(y, y), \alpha') \in R \Rightarrow (\alpha_e, (x, \beta)/(y, \alpha), \alpha'_e) \in R_e, (\alpha_r, (\alpha, x)/(\beta, Y), \alpha'_r) \in R_r$ , ただし  $\alpha_e, \alpha_r$  は  $\alpha$  へ,  $\alpha'_e, \alpha'_r$  は  $\alpha'$  へそれぞれ対応する  $G_e, G_r$  の節点で,  $x = \varepsilon$  ならば  $\beta = \varepsilon, x = \varepsilon$  ならば  $\alpha = \varepsilon$  とする。 $\alpha, \beta$  は枝に一意に与える。つまり2つ以上の枝に同じものを割当てない。
- (2)  $G_e$  より次の条件を満足する一対の節点  $(\alpha_e, \alpha'_e)$  を選ぶ。存在するならば(3)へ, しついで(4)へ。
  - (i)  $\alpha_e$  から  $\alpha'_e$  へ  $\alpha_e$  から  $\alpha_e$  へラベル  $(x, \beta)/(y, \alpha)$  の枝が存在するならば  $x = y = \alpha = \varepsilon$ , かつ (ii)  $(\alpha_e, (x, \varepsilon)/(y_1, \alpha_1), \alpha_{e1}) \in R_e, (\alpha'_e, (x, \varepsilon)/(y'_1, \alpha'_1), \alpha'_{e1}) \in R_e$  であるような  $x_1$  が存在するならば  $y_1 = y'_1, \alpha_1 = \alpha'_1 = \varepsilon, \alpha_{e1} = \alpha'_{e1}$ .
- (3)  $G_e$  において  $\alpha_e$  と  $\alpha'_e$  を合併し, 新しいグラフを  $G_e$  とする。 $G_r$  の  $\beta$  を  $\varepsilon$  とおいて新しいグラフを  $G_r$  として(4)へ。

(4)  $G_r$  について (2) と同様の判定を行い、条件を満足する節兵討が存在する存了 (5)  $\wedge$ , し存了終了。

(4) (4) と同様, 存在する存了 (5)  $\wedge$ , し存了終了 (2)  $\wedge$ 。

(5)  $G_r$  について (3) と同様, (2)  $\wedge$ 。

図 6 に基本分解の例を上げる。(a) で与えられた 2 入出力討オートマトンの状態遷移グラフと同形のグラフ (b) と (c) を得て, 合併可能節兵討を合併して (d) と (e) を得る。

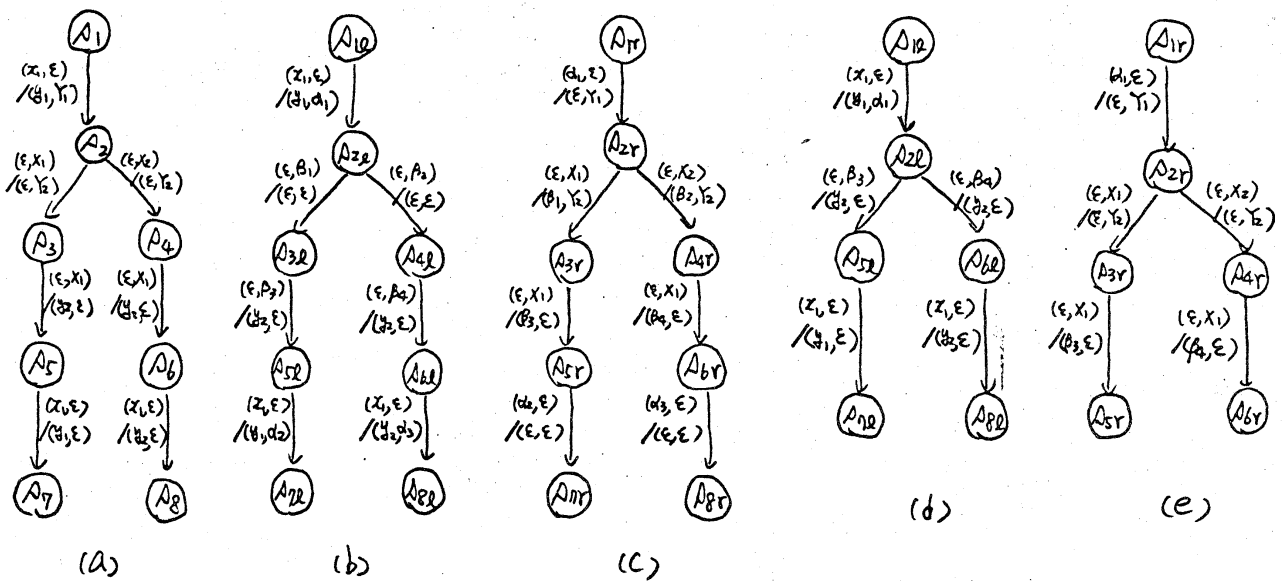


図 6 基本分解

基本分解の (2), (3), (4) において条件を満足する節兵討が 2 つ以上存在するとき, どっちを先に選ぶかは最終結果に影響を与える場合があるので注意が必要である。

[補題 3] 基本分解によつて得られた  $G_r, G_r$  に対応する 2 入出力討オートマトン  $M_{Gr}, M_{Gr}$  は接続可能条件を満足している。

(証明略)

[定理4]  $M_{Ge}, M_{Gr}$  は  $M$  の分解である。

(証明略)

### 3.3 信号の割当

基本分解によって得られた  $M_e$  と  $M_r$  の間の信号のアルファベット  $A$  と  $B$  の割当は遷移板に一覧のものであったが、適当な二つ以上の信号を等しくするよう新たな割当も可能である。基本分解によって得られた  $M_e$  と  $M_r$  に対する信号の割当は  $A$  から  $A$  の中への写像  $A$  と  $B$  から  $B$  の中への写像  $B$  で定義される。 $M_e$  と  $M_r$  に対する信号の割当  $A, B$  に関する以下の条件を分岐条件と呼ぶ。

$\exists \alpha_e \in S_e$  such that  $\delta_e(\alpha_e, \varepsilon, \beta_1) \neq \delta_e(\alpha_e, \varepsilon, \beta_2)$  or  $\lambda_e(\alpha_e, \varepsilon, \beta_1) \neq \lambda_e(\alpha_e, \varepsilon, \beta_2)$  であるような  $\beta_1$  と  $\beta_2$  に対して  $B(\beta_1) \neq B(\beta_2)$ ,  $A$  についても同様。

[定義7]  $M_e = (S_e, \Sigma_e, T_e, \delta_e, \lambda_e, A_{oe})$ ,  $\Sigma_e = \Sigma_1 \cup A$ ,  $T_e = T_1 \cup B$  と分岐条件を満足する  $A, B$  に対して,  $M_e(A, B) = (S_e, \Sigma'_e, T'_e, \delta'_e, \lambda'_e, A_{oe})$  が以下の様に定義される。(i)  $\Sigma'_e = \Sigma_1 \cup \{ \bigcup_{\alpha \in A} A(\alpha) \}$ ,  $T'_e = T_1 \cup \{ \bigcup_{\beta \in B} B(\beta) \}$ , (ii)  $\forall \alpha_e \in S_e, \forall x_1 \in \Sigma_1, \forall \alpha \in A$  に対して,  $\delta'_e(\alpha_e, x_1, A(\alpha)) \equiv \delta_e(\alpha_e, x_1, \alpha)$ ,  $\lambda'_e(\alpha_e, x_1, A(\alpha)) \equiv (\lambda_x^{(u)}(\alpha_e, x_1, \alpha), B(\lambda_x^{(s)}(\alpha_e, x_1, \alpha)))$ . 同様に  $M_r(A, B)$  も同様に定義される。

[定理5]  $M_e \cdot M_r = M_e(A, B) \cdot M_r(A, B)$ ,  $\pi \pi^{-1}(A, B)$  は  $M_e, M_r$

に対して分岐条件を満足する任意の信号の割当てである。

(証明略)

### 3.4 状態の両立性 (compatibility)

[定義 8] 2 入出力対オートマトン  $M = (S, \Sigma, P, \delta, \lambda, \lambda_0)$  の状態  $A_i$  と  $A_j$  ( $\in S$ ) は次の条件を満足するとき入力対系列集合  $W$  に対して等価 ( $W$ -等価) であるといひ,  $A_i \stackrel{W}{\sim} A_j$  で表わす。

$M_{A_i} \stackrel{W}{\sim} M_{A_j}$  かつ  $(M_{A_i} = (S, \Sigma, P, \delta, \lambda, \lambda_0), M_{A_j} = (S, \Sigma, P, \delta, \lambda, \lambda_0))$  かつ  $M_{A_i}$  と  $M_{A_j}$  に適合する入力対系列の集合をそれぞれ  $Q_{A_i}, Q_{A_j}$  とし  $Q = Q_{A_i} \cap Q_{A_j}$  に対して  $M_{A_i} \stackrel{Q}{\sim} M_{A_j}$  であるとき  $A_i$  と  $A_j$  は両立するといひ,  $A_i \approx A_j$  で表わす。

$\forall \mathcal{Q} \in Q$  に対し,  $\mathcal{Q}$  の任意のプレフィックス  $\mathcal{P}$  とし  $\mathcal{P}' \in Q$  であるから, 長さ 0 の出力を許している 2 入出力対オートマトンにおいても, 一般のオートマトンと同様定理 6 が成り立つ。

[定理 6] 2 入出力対オートマトン  $M$  において,  $A_i \approx A_j$  であるための必要十分条件は  $\delta(A_i, x_1, x_2)$  と  $\delta(A_j, x_1, x_2)$  が共に定義されているような  $(x_1, x_2) \in \Sigma_1 \times \Sigma_2$  に対して,  $\delta(A_i, x_1, x_2) \approx \delta(A_j, x_1, x_2)$  かつ  $\lambda(A_i, x_1, x_2) = \lambda(A_j, x_1, x_2)$  (証明略)

$M_e(A, B)$  あるいは  $M_r(A, B)$  の状態の両立性は, 信号の割当て  $A, B$  の与え方によつて異つてくる。 $M_e(A, B)$  ( $M_r(A, B)$ ) の条件付き両立性グラフは無向グラフ  $G_c(M_e)$  ( $G_c(M_r)$ ) で与えられる。 $G_c(M_e)$  について述べると,  $G_c(M_e) = (S_e, L_e, R_e)$  で,  $(A_i,$



$(l, \alpha_j) \in R_c$  なる  $M_c(A, B)$  の状態  $\alpha_i$  と  $\alpha_j$  は条件  $l$  が満足されるとき両立することを示している。条件は写像  $A, B$  に関する条件と、他の状態対の両立性に関する条件より成る。ただし無条件に両立する状態対に対してはラベル中が与えられない。

[定理7]  $G_c(M_c)$  の枝のラベル  $l$  は一般に  $l = l_1 \vee l_2 \vee \dots \vee l_k$  で表わされ、 $l_i$  ( $1 \leq i \leq k$ ) は一般には以下の様な条件式となる。

$$\begin{aligned} & (\alpha_{e_1} \approx \alpha'_{e_1}) \wedge \dots \wedge (\alpha_{e_n} \approx \alpha'_{e_n}) \wedge (\alpha_a = \alpha'_a) \wedge \dots \wedge (\alpha_b = \alpha'_b) \wedge (\beta_1 \neq \beta'_1) \\ & \wedge \dots \wedge (\beta_c \neq \beta'_c) \wedge [(\beta_{c_{i_1}} \neq \beta'_{c_{i_1}}) \vee (\alpha_{e_{am_1}} \approx \alpha'_{e_{am_1}})] \wedge \dots \wedge \\ & [(\beta_d \neq \beta'_d) \vee (\alpha_{e_d} \approx \alpha'_{e_d})] \end{aligned} \quad (\text{証明略})$$

### 3.5 可観測性と出力記憶性

2入出力対オートマトンを一方の入出力対から観測した場合、初期状態と現在までの入出力系列を知っても現在の状態を一意に知る事が一般には不可能であることを前節で述べた。ゆえに一方の入出力対からの可観測性を論じる場合、一般のオートマトンと同様の可観測性は2入出力対オートマトンの場合適当でない。そこで、状態集合の分割や被覆をあらかじめ与えて、その範囲内での可観測性を論じたり、あるいは今観測している入出力対に対する反対側の入出力対の入力の影響をでえるだけ除いて論じるために、例えば  $M$  の入出力対1の可観測性の議論を、 $M_c$  の入出力対1が可観測に行うよ

うに  $M = M_e \cdot M_r$  なる分解が存在するかという議論に置き換えてしまうことも考えられる。

以下に述べる可観測性は、状態集合の被覆を与える場合に相当している。なお以後系列処理のときの関数  $g_i, g_0, f_i$  ( $i=1,2$ ) を導入する。 $g_i$  は入出力信号(対)系列より入力信号(対)系列を、 $g_0$  は出力信号(対)系列を抽出する。 $f_i$  は入力信号(出力信号, 入出力信号)対系列の  $\alpha_i$  成分の系列を抽出する。

〔定義9〕 入出力対オートマトン  $M$  が出力  $T_i$  ( $i=1,2$ ) について長さ  $m$  以上で可観測であるとは、

$$r = (x_{11}, x_{21})(y_{11}, y_{21}) \cdots (x_{1m}, x_{2m})(y_{1m}, y_{2m}) \quad (\lambda(\Delta_0, g_i(r)) = g_0(r), \text{かつ} \\ y_{im} \neq \varepsilon, \quad m \geq m)$$

$$r' = (x'_{11}, x'_{21})(y'_{11}, y'_{21}) \cdots (x'_{1m}, x'_{2m})(y'_{1m}, y'_{2m}) \quad (\lambda(\Delta_0, g_i(r')) = g_0(r'), \text{かつ} \\ y'_{im} \neq \varepsilon, \quad m \geq m)$$

とし  $r$  と  $r'$  とを、 $f_i(g_0(r)) = f_i(g_0(r')) \Rightarrow \delta(\Delta_0, g_i(r)) = \delta(\Delta_0, g_i(r'))$  が成り立つことをいう。長さ 1 以上で可観測のとき、単に可観測であるという。

定義9は  $M$  が  $T_i$  について可観測ならば、初期状態より入出力対  $\alpha_i$  の出力信号を観測して、最後の出力信号を観測し  $t$  時刻での  $M$  の状態が一意に決まることを示している。そのあとは出力  $\varepsilon$  で他の状態へ遷移する可能性があることに注意せねばならない。図7に示した  $M_2$  は  $T_i$  について可観測である。これを

観測した時刻の状態は  $A_1$  で、  $y_1, y_2$  を観測した時刻の状態は  $A_4$  である。しかし  $y_1$  を観測したあと ( $y_2$  を観測するまで) の状態は  $A_1$  か  $A_2$  か  $A_3$  のいずれかである。ただし  $P_2$  に関しては可観測ではない。

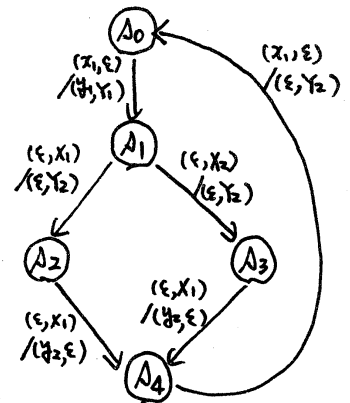


図7  $M_2$

[定義10] 定義9と同様の仮定のもとで、  $\text{aut}_m(f_i(g_0(r))) = \text{aut}_m(f_i(g_0(r)))$

$\Rightarrow \delta(A_0, g_I(r)) = \delta(A_0, g_I(r)) \quad (m \geq 1)$  であるとき、  $M$  は  $P_i$  について長さ  $m$  の出力記憶であるという。ただし  $\text{aut}_m$  は系列の長さ  $m$  のサブイタスとる関数。

$M$  が出力  $P_i$  について長さ  $m$  の出力記憶なら、  $M$  は  $P_i$  について長さ  $m$  以上で可観測である。

$M$  の出力  $P_i$  についての出力グラフは有向グラフで  $G_{P_i}(M) = (S, P_i, R_{P_i})$  で表わされる。  $(A, y, A') \in R_{P_i}$  であるための必要十分条件は、

$$r = \begin{cases} (x_{11}, x_{21})(y_{11}, y_{21}) \cdots (x_{1m}, x_{2m})(y_{1m}, y_{2m}) & (m \geq 2, y_{ij} = \varepsilon \ (1 \leq j \leq m-1), y_{im} = y \neq \varepsilon) \text{ or} \\ (x_{11}, x_{21})(y_{11}, y_{21}) & (y_{11} = y \neq \varepsilon) \end{cases}$$

であるような  $r$  で、  $\delta(A, g_I(r)) = A'$  を満足するものが存在することである。  $G_{P_i}(M)$  において  $A_0$  より道の存在しない節点をとり除いたグラフを新たに  $G_{P_i}(M)$  とおく。

[定理8]  $M$  が  $P_i$  について可観測であるための必要十分条

件は  $G_{T_i}(M)$  の  $\forall \alpha \in S$  について,  $\forall (\alpha, y, \alpha') \in R_{T_i}, \forall (\alpha, y', \alpha'') \in R_{T_i}$   
 $(\alpha' \neq \alpha'')$  について  $y \neq y'$  が成り立つことである。(証明略)

$M_e(A, B), M_r(A, B)$  の出力記憶性が, 写像  $A, B$  によって受ける影響を調べるための条件付きペアグラフは,  $M_e, M_r$  の出力グラフより構成される。 $G_A(M_e)$  より構成される条件付きペアグラフ  $G_{PA}(M_e) = (K, L_{PA}, R_{PA})$  は有向グラフで,  $K$  は  $S_e$  の異なるものの非順序対の集合で,  $L_{PA}$  は  $d_i = d_j$  の形 ( $d_i, d_j \in A$ ) の条件式の集合である。 $((\alpha_{i1}, \alpha_{j1}), d_1 = d_2, (\alpha_{i2}, \alpha_{j2})) \in R_{PA}$  であるための必要十分条件は  $G_A(M_e)$  について, 以下の (i) (ii) のうちの少なくとも一つが成り立つことである。

$$(i) (\alpha_{i1}, d_1, \alpha_{i2}) \in R_A \text{ かつ } (\alpha_{j1}, d_2, \alpha_{j2}) \in R_A$$

$$(ii) (\alpha_{j1}, d_1, \alpha_{j2}) \in R_A \text{ かつ } (\alpha_{i1}, d_2, \alpha_{i2}) \in R_A$$

$G_{PA}(M_e)$  を一般のペアグラフとみなした場合, 枝のラベルは  $e$  の枝が存在するため  $K$  写像  $A$  が満たさなければならぬ条件 (例えば  $d_1 = d_2$  なる  $A(d_1) = A(d_2)$ ) を示している。逆にラベルの条件を満足しないような  $A$  を選ぶことを  $e$  の枝を切るという。

[定理 9]  $M_e(A, B)$  が  $T_i$  について長さ  $k+1$  の出力記憶であるための十分条件は,  $M_e(A, B)$  が  $T_i$  について可観測かつ  $G_{PA}(M_e)$  について, 写像  $A$  によって切られる枝をとり除くとき, 閉路が存在せず最長の道の長さが  $k$  以下であることである。

(証明略)

[補題10]  $GPA(M_e)$  において,  $(A_{11}, A_{21}) \dots (A_{1m}, A_{2m}) ((A_{1m}, A_{2m}) = (A_{11}, A_{21}))$  の節点系列によつて構成される閉路を切るための写像  $A$  が満足しなければならぬ条件は一般に以下の様になる。

$$(d_{11} \neq d'_{11} \wedge \dots \wedge d_{1a_1} \neq d'_{1a_1}) \vee \dots \vee (d_{m1} \neq d'_{m1} \wedge \dots \wedge d_{ma_m} \neq d'_{ma_m})$$

例えば図8で示される  $GPA(M_e)$  において,

$(A_1, A_2)(A_2, A_3)(A_1, A_3)(A_1, A_2)$  の閉路を切るための条件式は  $d_1 \neq d_2 \vee (d_1 \neq d_3 \wedge d_1 \neq d_4) \vee d_2 \neq d_4$  である。

なお  $M_e$  が強連結ならば定理9の条件は必要十分条件になる。

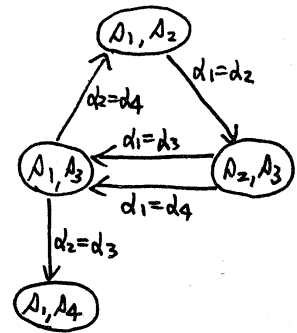


図8  $GPA(M_e)$  の例

### 3.6 条件式の解法

以上から明らかになるように信号アルファベット  $A$  と  $B$  についてのいくつかの条件式が得られる。この条件式を満足するような  $A$  と  $B$  を求める方式の一例としてグラフ的に処理する手法を述べる。

条件式で基本になるのは,  $d_1 \neq d_2$  や  $\beta_1 = \beta_2$  の形の式であり, 前者の形のものを不等式, 後者の形のものを等式と呼ぶ。ここでは不等式を重視し, 仮定として,  $A$  に関して  $E_0(A), E_1(A), \dots, E_n(A)$  の  $n+1$  個の不等式集合が得られるとする。その意味は,

$E_0(A)$ : 満足しなければならず存在不等式集合

$E_1(A) \sim E_m(A)$  :  $1 \leq j \leq m$  に対して  $E_j(A)$  が満足されればよい不等式集合, 任意の  $1 \leq j \leq m$  に対して  $E_0(A) \cap E_j(A) = \emptyset$  かつ任意の二つの集合の間には包含関係がない。

同様に  $m+1$  個の不等式集合が得られたいとする。

これらの不等式の間を表現するグラフ  $G(E_i(A))$  ( $1 \leq i \leq m$ ),  $G(E_j(B))$  ( $1 \leq j \leq m$ ) を求める。  $G(E_i(A)) = (A, \phi, R_{E_i(A)})$  はラベルの無い無向グラフで,  $d_1, d_2 \in A$  に対して,  $(d_1, d_2) \in R_{E_i(A)} \Leftrightarrow (d_1 \neq d_2) \in E_0(A) \cup E_i(A)$  を満足する。  $G(E_j(B))$  も同様。

$m+1$  個の  $A$  に関する不等式集合を解くとは, グラフ上で考えると, 以下の条件を満足する  $A$  の分割  $\Pi_A = \{\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_r\}$  を求めることである。そのような分割は一般に一意的ではない。

$\forall \pi_j \in \Pi_A$  に対して,  $\forall d_1, d_2 \in \pi_j, (d_1, d_2) \notin R_{E_i(A)}$  であるような  $G(E_i(A))$  ( $1 \leq i \leq m$ ) が存在する。

#### 4. リタフェース設計手順

[ステップ 1] 2 入出力対オートマトン  $M$  (図 4(a)) を基本分解して  $M_1^1, M_1^2$  を得る (図 4(b))。

[ステップ 2]  $M_1^1$  と  $M_1^2$  より条件付き両立性グラフを求め信号の割当に無関係な状態の両立性のみを採用して単純化し,  $M_2^1$  と  $M_2^2$  を得る。

[ステップ3]  $M_e^2$ と $M_r^2$ の分岐条件を求める。

$$\left. \begin{array}{l} \alpha_{i1} \neq \alpha_{j1}, \dots, \alpha_{ia} \neq \alpha_{ja} \\ \beta_{e1} \neq \beta_{e1}, \dots, \beta_{ra'} \neq \beta_{ea'} \end{array} \right\} \text{ (1) 式}$$

[ステップ4]  $M_e^2$ と $M_r^2$ の条件付き両立性グラフを求め、枝に付けられた条件式(定理7の形)をすべて求め(2)式とする。

[ステップ5]  $M_e^1, M_r^1$ がえらわれ、 $B$ に関して可観測に  
なるための条件(定理8)を求め(3)式とする(1)式と同様)。

[ステップ6]  $M_e^1$ と $M_r^1$ の条件付きペアグラフを求め閉路  
が切れるための条件式をすべての閉路について求め(4)式とする。

[ステップ7] (1), (3), (4)式より  $\{E_j(A)\}$ と $\{E_j(B)\}$ を求める。  
(1), (3)の不等式は  $E_0(A)$  あるいは  $E_0(B)$  に含まれ, (4)式より  
 $\{E_j(A)\}, \{E_j(B)\}$  ( $j \neq 0$ ) が構成される。

[ステップ8] ステップ7で求めた不等式集合を解く(3.6参照)。  
解は一般に複数個存在するので,  $\Pi_A$ と $\Pi_B$ のフロ  
ック数を最少にすること(信号数最少)を評価関数とし,  
さらに解が一意的なときは, (2)式をできるだけ満足するよ  
うな(両立する状態をできるだけ多くするよう)解を選ぶ。

[ステップ9] ステップ8で得られた  $A$ と $B$ の分割の各ブ  
ロックに同じ信号を割り当てるような写像  $A$ と $B$ を求め,  
 $M_e^2(A, B), M_r^2(A, B)$ を簡単化し  $M_e$ と $M_r$ を得る。

手順を適用するに当たっては以下の注意が必要である。

- (1) 出力記憶性は  $M_e, M_r$  によって行われ、より状態数の多い  $M_e'$  と  $M_r'$  によって実現されている。ゆえに状態観測は簡単化される以前のオートマトンを想定して行われる。
- (2) 出力記憶実現に当っては、 $M_e'$  ( $M_r'$ ) の状態を増やして、より少ない信号数で実現する手法も考えられる。

[定理 11] 上記手順を適用して得られる  $M_e, M_r$  は  $M \equiv M_e \cdot M_r$  を満足する。ただし  $Q$  は  $M$  に適合する入力対系列集合。  
(証明略)

5. 手順の適用例

17 のケーススタディとして前節の手順が LABOLINK の一部を構成する PDP 11/40 と HITAC 8350 の結合にどのように適用されたかを述べる。  
 $M$  として、図 9 の遷移図が与えられたとする。その動作の意味を図 10 に示す。入出力対 1 側の計算機 (HITAC) から入出力対 2 側の計算機 (PDP) にデータを転送する部分で、パリティエラーの無い場合の正常な状態遷移対系列集合 ( $A_0, A_1, A_2$ )

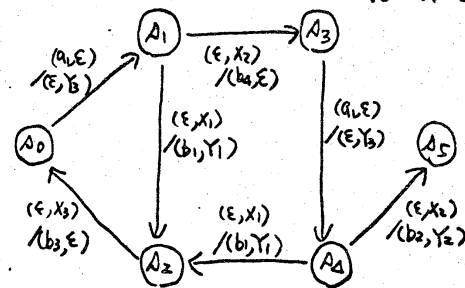


図 9 M の状態遷移図

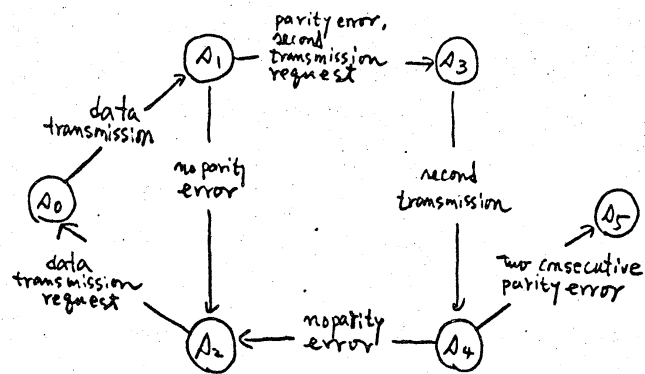


図 10 M の動作



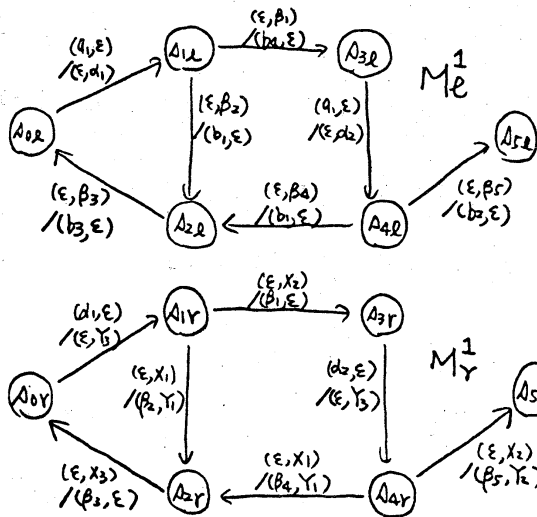


図11  $M_L^1$  と  $M_R^1$

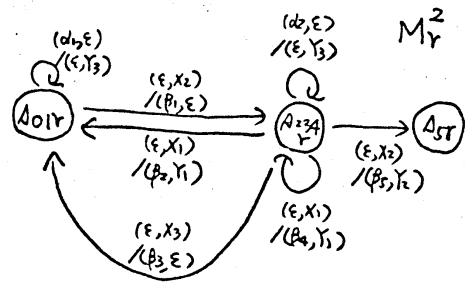
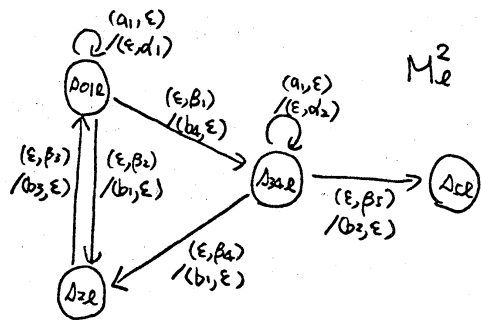


図12  $M_L^2$  と  $M_R^2$

に属す。パリテ、エラーの場合

は再送し、解消すれば正常系列にもどる。

[ステップ1]  $A = \{d_1, d_2\}$ ,  $B = \{\beta_1, \beta_2, \beta_3, \beta_4, \beta_5\}$ を導入して、 $M$ を $M_L^1$ と $M_R^1$ に分解する(図11)。この場合合併可能な状態は存在しなからぬ。

[ステップ2] 信号の割当に無関係な状態の両立性を利用し、 $M_L^1$ と $M_R^1$ を単純化して $M_L^2$ と $M_R^2$ を得る(図12)。

[ステップ3] 分岐条件は、 $M_L^2$ の $A_{0L}$ と $A_{3L}$ に注目して次式を得る。 $M_R^2$ については条件式は無い。

$$\beta_1 \neq \beta_2, \quad \beta_4 \neq \beta_5 \quad (4)$$

[ステップ4]  $M_L^2$ について図13に示す条件付き両立性グラフが得られ、以下の条件式を得る。

$$\beta_3 \neq \beta_1 \wedge \beta_3 \neq \beta_2 \quad (5)$$

$$\beta_3 \neq \beta_4 \wedge \beta_3 \neq \beta_5$$

$M_2^2$  については両立可能な状態は無い。

[ステップ 5]  $M_1^1$  の可観測のための条件式は(4)式に等しい。

[ステップ 6]  $G_{GB}(M_1^1)$  (図14) と  $G_{PB}(M_1^1)$  (図15) を求め、2つの閉路を切るために、以下の条件式を得る。

$$\beta_2 \neq \beta_3 \quad (6)$$

$$\beta_1 \neq \beta_3 \vee \beta_3 \neq \beta_4 \vee \beta_1 \neq \beta_4$$

[ステップ 7]

$$E_0(B) = \{ \beta_1 \neq \beta_2, \beta_4 \neq \beta_5, \beta_2 \neq \beta_3 \}$$

$$E_1(B) = \{ \beta_1 \neq \beta_3 \}$$

$$E_2(B) = \{ \beta_3 \neq \beta_4 \}$$

$$E_3(B) = \{ \beta_1 \neq \beta_4 \}$$

[ステップ 8]  $G(E_3(B))$  を図16に示す。ブロック数2の分割(最小ブロック数)が可能である。ただし(5)式は満足

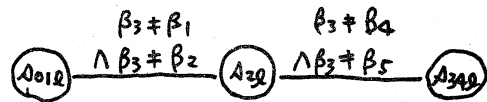


図13  $G_C(M_2^2)$

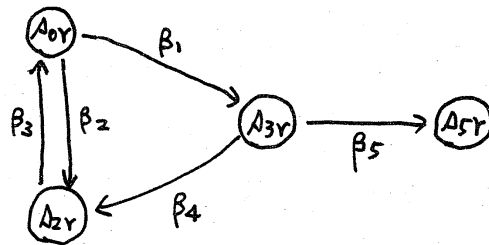


図14  $G_{GB}(M_1^1)$

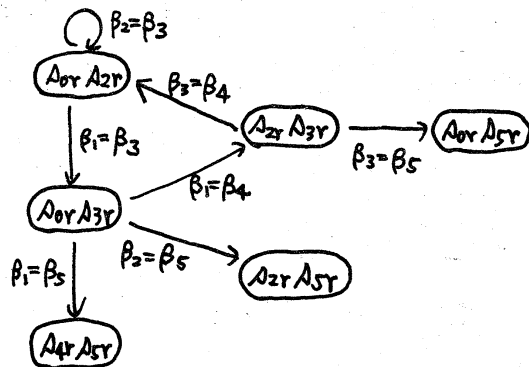


図15  $G_{PB}(M_1^1)$

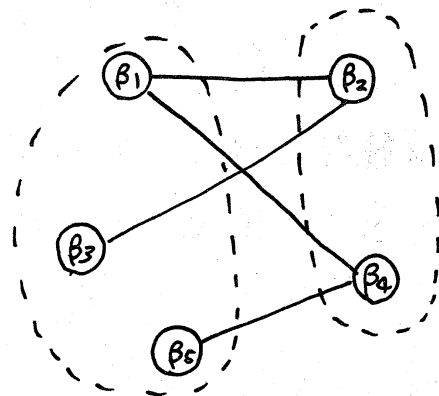


図16  $G(E_3(B))$

であることが分かる。

[ステップ9]  $\beta_1 = \beta_3 = \beta_5$  ( $\beta_1$ とあく),  $\beta_2 = \beta_4$  ( $\beta_2$ とあく)の割当を行う,  $M_u$ と $M_r$ を得る(遷移図は図12とほぼ同様である)。

$M_u$ 側より $M_r$ を観測する場合,  $M_r$ の状態遷移図としては簡単化する以前の遷移図(つまり $M_r$ に上記割当を適用したものを)を想定することになる。長さ3の出力記憶にあり, 例えば,  $\beta_2 \beta_1 \beta_2$ を観測した時 $M_r$ の状態は $A_{2r}$ であることが分かり, 次に $\beta_1$ が入力されることを予想することができる。

## 6. あとがき

著者らはHITACとPDPの結合のためのインターフェースの設計にオートマトン理論(2入出力対オートマトンモデル)を応用し, 新しい考え方によるインターフェースを設計製作し動作させた。製作されたインターフェースは通信路上の制御信号が2種類のみで, さるに一方のインターフェースの一部を長さ3の出力記憶にして, 他方のインターフェースの3段のシフトレジスタに出力を記憶させるだけで状態観測を可能とし, 誤り検出に利用できた。まだ改良すべき点もあるが, インターフェースの設計手順を2入出力対オートマトンの上で厳密な形で議論することによって, オートマトン理論を実際のシ

システムの設計開発に直接応用できることを示すことができた。

本論文はその性質上、2入出力対オートマトンの理論的解析については、インタフェース設計に直接関係のある部分についてのみ述べた。本文中でも多少触れたように2入出力対オートマトンには他にも理論的に興味深い問題が多くあり、そのような問題の解析も重要である。応用面についても自励遷移を許したモデルによる設計手順、ハードウェア主体のプロセス同期理論、インタフェースの検査法、2入出力対オートマトンのマイクロプロセッサによる実現等今後このこまれている問題も多い。

最近データ転送手順等であぐれた標準方式が発表されている。特に大規模システムの場合、これらの標準方式の採用が重要になると思われるが、その場合でもハードウェアインタフェースの役割は重要であり、2入出力対オートマトンを用いて組織的解析設計解析を行うことは有用であると考えられる。

### 参考文献

- (1) 上林, 岩間, 矢島, "2入出力対オートマトンとその計算機結合インタフェース設計への応用", 信学会オートマトンと言語研資, AL74-32, 1974年11月.
- (2) 岩間, 上林, 矢島, "2入出力対オートマトンによるフ"

ロセスの同期”，信学会オートマトンと言語研資，AL75-70，1976年1月。

- (3) S.Yajima, Y.Kambayashi, S.Yoshida, K.Iwama, "New Interfaces for Computer Communication," the Proceedings of PACNET Symposium, Sendai, Japan, Aug.1975.
- (4) S.Yajima, Y.Kambayashi, S.Yoshida, K.Iwama, "Optically Linked Laboratory Computer Network LABOLINK," the Proceedings of 10th Hawaii International Conference on System Sciences, Honolulu, Hawaii, Jan.1977.
- (5) R.M.Karp and R.E.Miller, "Parallel Program Schemata," JCSS, vol.3, No.2, May 1969.
- (6) R.M.Keller, "Formal Verification of Parallel Programs," CACM, vol.19, No.7, July 1976.
- (7) G.V.Bochmann and J.Gecsei, "A Unified Method for the Specification and Verification of Protocols," Publication # 27, Department of Information, University of Montreal, Nov.1976.
- (8) G.V.Bochmann, "Logical Verification and Implementation of Protocols," Proceedings of 4th Data Communication Symposium, 1975.
- (9) Y.Masunaga, "A Probabilistic Automaton Model of the NRM, HDX HDLC Procedure," (to be submitted to Computer Networks).
- (10) 森, 谷口, 藤井, 嵩, "半=重通信制御オートマトン", 信学会オートマトンと言語研資, AL75-14, 1975年6月.
- (11) 荒木, 谷口, 都倉, 嵩, 森, "コンカレント系における

検証およびパラメータ選定問題,"信学会オートマトンと言語研資, AL76-68, 1977年1月.

(12) 嵩, 荒木, "Petri NetのReachabilityに関する二, 三の問題,"信学会オートマトンと言語研資, AL75-12, 1975年6月.

(13) M.Hack, "Decision Problems for Petri Nets and Vector Addition Systems," MAC TM-59, March 1975.

(14) A.D.Friedman, "Feedback in Synchronous Sequential Switching Circuits," IEEE Trans.Comp., vol.EC-15, No.3, 1966.