離散事象システムの分散スーパバイザ制御

高 井 重 昌*

*和歌山大学 システム工学部
和歌山市栄谷 930
*Faculty of Systems Engineering, Wakayama University 930 Sakaedani, Wakayama, Japan
*E-mail : takai@sys.wakayama-u.ac.jp

キーワード：離散事象システム (discrete event system)，スーパバイザ制御 (supervisory control)，分散制御 (decentralized control)，可制御性 (controllability)，共可観測性 (co-observability).

JL 0012/01/4012-0927 © 2001 SICE

1. はじめに

1980年代前半にRamadgeとWonhamは，論理的な制御仕様をもつ離散事象システムに対するスーパバイザの設計のためのシステム理論的枠組みを提案した[1]．その枠組みはスーパバイザ制御理論と呼ばれ，おもに理論面において活発な研究が行われてきた．近年では，これまでの理論的成果がまとめられた本も出版されている[2),3)]．

本稿では，スーパバイザ制御に関する基本的結果を述べた後，分散スーパバイザの存在条件に焦点を絞って，最近の研究成果を紹介する．分散スーパバイザ制御とは，複数のローカルスーパバイザが，システムで生起する事象の一部をそれぞれ観測，制御することにより，システム全体の振舞いを望ましいものに制限しようとするものである[4)~6)]．

分散スーパバイザ制御の研究は1980年代後半から行われてきたが，従来の多くの研究では，事象を制御できるローカルスーパバイザのうち少なくとも1つがその生起を禁止すべきと判断したならば，システムで禁止されるとしていた[4)~15)]．このような事象の禁止についてのルールをORルールと呼ぶ．最近の新しい流れとして，システムにおいて禁止される事象を決定する際に，ORルール以外のルールも用いる分散スーパバイザ制御の研究が行われている[16)~18)]．たとえば，事象を制御できるすべてのローカルスーパバイザがその生起を禁止すべきと判断したときにシステムで禁止されるというルールも考えられる．このようなルールをANDルールと呼ぶ[17)]．また，事象を制御できるローカルスーパバイザの過半数がその生起を禁止すべきと判断したときにシステムで禁止されるという多数決ルールも考えられる[17)]．その他にもさまざまなルールが考えられるが，現状では，ANDルールとORルールの2種類のルールを用いた場合のみ，分散スーパバイザの存在条件が明らかにされている[18)]．そこで本稿では，ANDルールとORルールの2種類のルールを用いた場合において，言語で表現された制御仕様を満足するような分散スーパバイザの存在条件について解説する．

2. スーパバイザ制御

本章では，スーパバイザ制御における基本的結果について述べる[1)]．制御対象である離散事象システムはオートマトン

$$G=(Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_m)$$

でモデル化されると仮定する．ここで，Qは状態の集合，Σは事象の集合，$\delta: \Sigma \times Q \to Q$は状態遷移関数，$q_0 \in Q$は初期状態，$Q_m \subseteq Q$はマーク状態の集合である．各マーク状態$q \in Q_m$はタスクが終了した状態を表わすのに用いられる．そして空列εを含んだ，Σの要素からなるすべての有限列の集合をΣ^*と書く．状態遷移関数δは$\delta: \Sigma^* \times Q \to Q$へと拡張できる．以下，任意の$s \in \Sigma^*$と$q \in Q$に対して，$\delta(s, q)$が定義されているとき，$\delta(s, q)!$と書くことにする．すると$G$によって生成される言語$L(G)$は

$$L(G)=\{s \in \Sigma^* | \delta(s, q_0)!\}$$

と定義される．またGによってマークされる言語$L_m(G)$は

$$L_m(G)=\{s \in \Sigma^* | \delta(s, q_0) \in Q_m\}$$

と定義される．$L(G)$はGにおいて生起しうる事象列の集合を表現し，$L_m(G)$はそのうちでタスクの終了を表現する事象列の集合である．

任意の言語$L \subseteq \Sigma^*$に対して，そのすべての接頭語の集合を$\bar{L}$で表わす．すなわち，

$$\bar{L}=\{t \in \Sigma^* | \exists u \in \Sigma^*;\ tu \in L\}$$

である．$L=\bar{L}$が成り立つとき，Lは閉じているという．$L(G)$は閉じているが，$L_m(G)$は一般には閉じていない．

スーパバイザ制御とは，システムGの振舞いを制限する制御手法である．事象の集合Σを，その生起が(一時的に)禁止できる事象の集合Σ_cと，その生起が禁止できない事象の集合Σ_{uc}とに分割できるとする．ここで，$\Sigma=\Sigma_c \cup \Sigma_{uc}$，$\Sigma_c \cap \Sigma_{uc}=0$である．$\Sigma_c$の要素は可制御事象，$\Sigma_{uc}$の要素は不可制御事象という．

スーパバイザは，システムで生起する事象列を観測し，その観測した事象列に対して，どの事象をつぎに禁止すべきかを決定するコントローラである．スーパバイザは形式的に写像$\gamma: L(G) \to 2^{\Sigma_c}$で記述できる．システムにおいて事象列$s \in L(G)$が生起したとき，スーパバイザは$\gamma(s) \subseteq \Sigma_c$に属する可制御事象の生起をすべて禁止する．つまり，システムにおいて$s \in L(G)$に続いて生起できる事象は，スーパバイザによって禁止されていない$\gamma(s)$以外の要素に限られる．スーパバイザ$\gamma: L(G) \to 2^{\Sigma_c}$の制御動作のも

とでシステムによって生成される言語を $L(G,\gamma)$ と書く．$L(G,\gamma)$ はつぎのように帰納的に定義される．

- $\varepsilon\in L(G,\gamma)$
- 任意の $s\in L(G,\gamma)$ と任意の $\sigma\in\Sigma$ に対して，
  $s\sigma\in L(G,\gamma)\Leftrightarrow[s\sigma\in L(G)]\wedge[\sigma\notin\gamma(s)]$
  である．

明らかに $L(G,\gamma)\subseteq L(G)$ となり，システムの振舞いがスーパバイザによって制限されることがわかる．定義より明らかに，$L(G,\gamma)$ は閉じている．また，γ の制御動作のもとでシステムによってマークされる言語を $L_m(G,\gamma)$ と書く．$L_m(G,\gamma)$ は

$$L_m(G,\gamma)=L(G,\gamma)\cap L_m(G)$$

と定義される．一般に

$$\overline{L_m(G,\gamma)}\subseteq L(G,\gamma)$$

となる．次式が成り立つとき，γ はノンブロッキングであるという．

$$\overline{L_m(G,\gamma)}=L(G,\gamma)$$

γ がノンブロッキングでないならば，$s\notin\overline{L_m(G,\gamma)}$ なる $s\in L(G,\gamma)$ が存在する．そのような s が生起した場合は，システムはマーク状態に到達できず，これはタスクを終了することができないことを意味する．よって，通常スーパバイザ γ はノンブロッキングであることが要求される．

言語 $L\subseteq L(G)$ が

$$\bar{L}\cap L_m(G)=L$$

を満足するとき $L_m(G)$-閉[1)]，

$$\bar{L}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\bar{L}$$

を満足するとき可制御[1)]であるという．制御仕様を表わす言語に対するスーパバイザの存在性に関して以下の結果が得られている．

定理1[1)] 任意の空でない言語 $K\subseteq L_m(G)$ に対して，$L_m(G,\gamma)=K$ なるノンブロッキングなスーパバイザ γ：$L(G)\to2^{\Sigma_c}$ が存在するための必要十分条件は，K が $L_m(G)$-閉かつ可制御となることである．

系1[1)] 任意の空でない閉じた言語 $K\subseteq L(G)$ に対して，$L(G,\gamma)=K$ なるスーパバイザ γ：$L(G)\to2^{\Sigma_c}$ が存在するための必要十分条件は，K が可制御となることである．

3. 分散スーパバイザ制御

分散スーパバイザ制御とは，複数のローカルスーパバイザがそれぞれ一部の事象の生起のみを観測，制御することにより，システム全体の振舞いを制御しようという方式である．ローカルスーパバイザ γ_i ($i\in I:=\{1,2,\cdots,n\}$) が禁止するか否かの判断ができる事象の集合を Σ_{ic}，そのような判断ができない事象の集合を Σ_{iuc} とおく．ただし，

$$\Sigma_c=\bigcup_{i\in I}\Sigma_{ic}$$

$$\Sigma_{uc}=\bigcap_{i\in I}\Sigma_{iuc}$$

とする．つまり，少なくとも1つのローカルスーパバイザが禁止するか否かの判断ができる事象が可制御事象であり，どのローカルスーパバイザも禁止するか否かの判断ができない事象が不可制御事象である．各可制御事象 $\sigma\in\Sigma_c$ に対して，インデックス集合を $In(\sigma)=\{i\in I|\sigma\in\Sigma_{ic}\}$ と定義する．また，γ_i は部分集合 $\Sigma_{io}\subseteq\Sigma$ の要素の生起のみが観測可能であるとする．Σ_{io} に属する事象を γ_i の可観測事象，Σ_{io} に属さない事象を不可観測事象と呼ぶ．写像 P_i：$\Sigma^*\to\Sigma_{io}{}^*$ をつぎのように帰納的に定義する．

- $P_i(\varepsilon)=\varepsilon$
- 任意の $s\in\Sigma^*$ と任意の $\sigma\in\Sigma$ に対して，
  $$P_i(s\sigma)=\begin{cases}P_i(s)\sigma, & \text{if } \sigma\in\Sigma_{io}\\ P_i(s), & \text{otherwise}\end{cases}$$
  である．

つまり，任意の事象列 $s\in\Sigma^*$ に対して，$P_i(s)\in\Sigma_{io}{}^*$ は s から Σ_{io} に属さない γ_i の不可観測事象を取り除くことによって得られる事象列である．よって，システムにおいて事象列 $s\in L(G)$ が生起したとき，$P_i(s)$ は γ_i によって観測される事象列を表わしている．

形式的にローカルスーパバイザ γ_i は f_i：$P_i(L(G))\to2^{\Sigma_{ic}}$ と定義される．事象列 $s\in L(G)$ が生起したとき，γ_i は $\gamma_i(P_i(s))\subseteq\Sigma_{ic}$ の要素を禁止すべきと判断するとする．このような n 個のローカルスーパバイザの集合 $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ を分散スーパバイザと呼ぶ．

本稿では，各ローカルスーパバイザの判断を統合するルールとしてANDルールとORルールを考える．各可制御事象 $\sigma\in\Sigma_c$ に対して，ANDルールとORルールのどちらのルールを適用するかが選択できるとする．ANDルールのもとでは，$i\in In(\sigma)$ なるすべてのローカルスーパバイザ γ_i がその生起を禁止すべきと判断したときにシステムにおいて禁止される．ORルールのもとでは，$i\in In(\sigma)$ なるローカルスーパバイザ γ_i のうち少なくとも1つがその生起を禁止すべきと判断したときにシステムにおいて禁止される．どちらのルールを用いるかを選択することにより，可制御事象の集合 Σ_c はANDルールで制御される事象の集合 $\Sigma_c{}^A$ とORルールで制御される事象の集合 $\Sigma_c{}^O$ とに分割される．

Σ_c が $\Sigma_c{}^A$ と $\Sigma_c{}^O$ とに分割されたとする．各事象列 $s\in L(G)$ に対して，分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ によってその生起後に禁止される事象の集合 $D_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)\subseteq\Sigma_c$ はつぎのように定義される．

$$D_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)=D^A_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)\cup D^O_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)$$

ここで，

$$D^A_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)=\{\sigma\in\Sigma_c^A|\forall i\in In(\sigma);\ \sigma\in\gamma_i(P_i(s))\}$$

$$D^O_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)=\{\sigma\in\Sigma_c^O|\exists i\in In(\sigma);\ \sigma\in\gamma_i(P_i(s))\}$$

である．よって，$\{\gamma_i\}_{i\in I}$ による制御動作のもとで生成される言語 $L(G,\{\gamma_i\}_{i\in I}$ はつぎのように帰納的に定義される[17)]．

- $\varepsilon\in L(G,\{\gamma_i\}_{i\in I}$

・任意の $s \in L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I})$ と任意の $\sigma \in \Sigma$ に対して，

$$s\sigma \in L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) \Leftrightarrow [s\sigma \in L(G)] \wedge [\sigma \notin D_{\{\gamma_i\}_{i\in I}}(s)]$$

である．

そして，$\{\gamma_i\}_{i\in I}$ による制御動作のもとでマークされる言語 $L_m(G, \{\gamma_i\}_{i\in I})$ は

$$L_m(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) = L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) \cap L_m(G)$$

と定義される．さらに，

$$\overline{L_m(G, \{\gamma_i\}_{i\in I})} = L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I})$$

が成り立つとき，$\{\gamma_i\}_{i\in I}$ はノンブロッキングであるという．

4. 分散スーパバイザの存在条件

本章では，可制御事象の集合 Σ_c が AND ルールで制御される事象の集合 Σ_c^A と OR ルールで制御される事象の集合 Σ_c^O とに分割されたもとでの，制御仕様に対する分散スーパバイザの存在条件を述べる．

分散スーパバイザの存在性において重要な共可観測性の概念を定義する．

定義 1[18] 任意の言語 $L \subseteq L(G)$ がつぎの 2 条件を満足するとき，共可観測であるという．

1. $s\sigma \in \bar{L}$ なる任意の $s \in \bar{L}$ と任意の $\sigma \in \Sigma_c^A$ に対して，
$(\forall s' \in \bar{L})[P_i(s) = P_i(s')] \wedge [s'\sigma \in L(G)] \Rightarrow [s'\sigma \in \bar{L}]$
を満足する $i \in In(\sigma)$ が存在する．
2. $s\sigma \in L(G) - \bar{L}$ なる任意の $s \in \bar{L}$ と任意の $\sigma \in \Sigma_c^O$ に対して，
$(\forall s' \in \bar{L})[P_i(s) = P_i(s')] \wedge [s'\sigma \in L(G)] \Rightarrow [s'\sigma \notin \bar{L}]$
を満足する $i \in In(\sigma)$ が存在する．

直感的にいえば，共可観測性は，AND ルールで制御される事象に対しては許可すべきとき，OR ルールで制御される事象に対しては禁止すべきときに，その判断を正しく下せるローカルスーパバイザが少なくとも 1 つ存在することを意味する．

分散スーパバイザの存在性について以下の結果が得られている．

定理 2[18] 任意の空でない言語 $K \subseteq L_m(G)$ に対して，$L_m(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) = K$ なるノンブロッキングな分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ が存在するための必要十分条件は，K が $L_m(G)$-閉，可制御かつ共可観測となることである．

系 2[18] 任意の空でない閉じた言語 $K \subseteq L(G)$ に対して，$L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) = K$ なる分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ が存在するための必要十分条件は，K が可制御かつ共可観測となることである．

注意 1 定理 2 と系 2 は，すべての可制御事象が OR ルールで制御される，すなわち $\Sigma_c = \Sigma_c^O$ の場合に対して得られた分散スーパバイザの存在条件[4),6),10)] の一般化となっている．

与えられた空でない言語 $K \subseteq L_m(G)$ に対して定理 2 の条件が成り立つ場合，各ローカルスーパバイザが次式で定義されるような分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ は $L_m(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) = K$ を満足し，かつノンブロッキングである．

$$\gamma_i(t_i) = \gamma_i^A(t_i) \cup \gamma_i^O(t_i) \quad (\forall t_i \in P_i(L(G))) \qquad (1)$$

ここで，

$$\gamma_i^A(t_i) = \Sigma_{ic}^A - \{\sigma \in \Sigma_{ic}^A \mid \forall s_i \in P_i^{-1}(t_i) \cap \bar{K};\ s_i\sigma \in L(G) \Rightarrow s_i\sigma \in \bar{K}\}$$

$$\gamma_i^O(t_i) = \Sigma_{ic}^O - \{\sigma \in \Sigma_{ic}^O \mid \exists s_i \in P_i^{-1}(t_i);\ s_i\sigma \in \bar{K}\}$$

$$\Sigma_{ic}^A = \Sigma_{ic} \cap \Sigma_c^A$$

$$\Sigma_{ic}^O = \Sigma_{ic} \cap \Sigma_c^O$$

である．また，空でない閉じた言語 $K \subseteq L(G)$ が系 2 の条件を満足する場合も，各ローカルスーパバイザが (1) 式で定義された分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ に対して，$L(G, \{\gamma_i\}_{i\in I}) = K$ が成り立つ．(1) 式の意味は以下の通りである．γ_i が $t_i \in P_i(L(G))$ という事象列を観測したとき，AND ルールで制御される事象 $\sigma \in \Sigma_{ic}^A$ に対しては，t_i と観測されるような制御仕様を満足するすべての事象列 $s_i \in P_i^{-1}(t_i) \cap \bar{K}$ において，σ が生起可能ならばその生起後も制御仕様が満足される，すなわち $s_i\sigma \in \bar{K}$ となる場合のみその生起を許可する．一方，OR ルールで制御される事象 $\sigma \in \Sigma_{ic}^O$ に対しては，t_i と観測されるような事象列のうち σ の生起後も制御仕様が満足されるようなものが少なくとも 1 つ存在する場合のみその生起を許可する．

例題 1 図 1 で示されるオートマトン G を考える．ここで，事象の集合は $\{a_1, a_2, b, c\}$ であり，初期状態は○に対する矢印↓で表現し，マーク状態は二重丸で表現する．よって，このオートマトンでは，

$$L_m(G) = \{a_1, a_2, ba_1a_1, ba_2a_2, ca_1a_1, ca_2a_2\}$$

である．$n=2$ とし，$\Sigma_{1c} = \Sigma_{2c} = \{a_1, a_2\}$，$\Sigma_{1o} = \{b\}$，$\Sigma_{2o} = \{c\}$ とおく．つまり，γ_1 は事象 b を，γ_2 は事象 c を観測することにより，可制御事象 a_1, a_2 を制御する．

ここでは，言語 $K \subseteq L_m(G)$ が

$$K = \{a_1, ba_2a_2, ca_2a_2\}$$

で与えられるとする．K は図 2 で示されるオートマトンでマークされる言語である．そして，$\Sigma_c^A = \{a_2\}$，$\Sigma_c^O = \{a_1\}$，すなわち a_1 は OR ルールのもとで，a_2 は AND ルールのもとで制御されるとする．

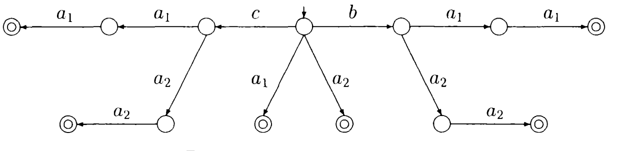

図 1　オートマトン G

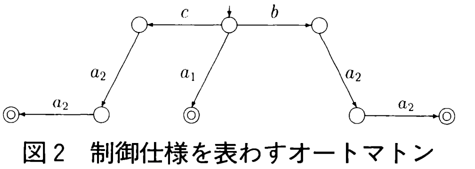

図 2　制御仕様を表わすオートマトン

$\bar{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)=\{b,c\}\subseteq\bar{K}$

より，K は可制御である．また，K が $L_m(G)$-閉であることも容易に確かめられる．さらに，K が共可観測となることを示す．

まず，定義1の共可観測性の条件1が成り立つことを示す．$b\in\bar{K}$ と $a_2\in\Sigma_c^A$ に対して，$ba_2=\bar{K}$ である．そして，$P_1(b)=P_1(s')$，$s'a_2\in L(G)$ となる b 以外の事象列 $s'\in\bar{K}$ は ba_2 であり，$ba_2a_2\in\bar{K}$ が成り立つ．$ba_2a_2\in\bar{K}$ である $ba_2\in\bar{K}$ と $a_2\in\Sigma_c^A$ に対しても同様に調べられる．また，$c\in\bar{K}$ と $a_2\in\Sigma_c^A$ に対して，$ca_2\in\bar{K}$ であるが，$P_2(c)=P_2(s')$，$s'a_2\in L(G)$ となる c 以外の事象列 $s'\in\bar{K}$ は ca_2 であり，$ca_2a_2\in\bar{K}$ が成り立つ．$ca_2a_2\in\bar{K}$ である $ca_2\in\bar{K}$ と $a_2\in\Sigma_c^A$ に対しても同様である．したがって，条件1が成り立つ．

つぎに，共可観測性の条件2が成り立つことを示す．$b\in\bar{K}$ と $a_1\in\Sigma_c^O$ に対して，$ba_1\in L(G)-\bar{K}$ である．そして，$P_1(b)=P_1(s')$，$s'a_1\in L(G)$ となる事象列 $s'\in\bar{K}$ は b のみである．また，$c\in\bar{K}$ と $a_1\in\Sigma_c^O$ に対して，$ca_1\in L(G)-\bar{K}$ であるが，$P_2(c)=P_2(s')$，$s'a_1\in L(G)$ となる事象列 $s'\in\bar{K}$ は c のみである．よって，条件2が成り立つ．

したがって，定理1より，$L_m(G,\{\gamma_i\}_{i\in I})=K$ なるノンブロッキングな分散スーパバイザ $\{\gamma_i\}_{i\in I}$ が存在する．そのような分散スーパバイザはつぎのように構成できる．

$$\gamma_1(t_1)=\begin{cases}\{a_2\}, & \text{if } t_1=\varepsilon\\ \{a_1\}, & \text{if } t_1=b\end{cases}$$

$$\gamma_2(t_2)=\begin{cases}\{a_2\}, & \text{if } t_2=\varepsilon\\ \{a_1\}, & \text{if } t_2=c\end{cases}$$

γ_1, γ_2 とも何も観測していないときは a_2 のみを禁止すると判断する．よって，初期状態で a_2 が禁止されることになる．γ_1 は b を観測した後，a_1 のみを禁止すると判断する．よって，ORルールにしたがって，b の生起後に a_1 は禁止されることになる．また，ANDルールにしたがって，b の生起後に a_2 は禁止されずに許容されることになる．同様に，γ_2 は c を観測した後，a_1 のみを禁止すると判断するため，c の生起後に a_1 は禁止され，a_2 は許容される．

5．可制御事象の分割

定理2より，可制御事象の集合 Σ_c の Σ_c^A と Σ_c^O への分割が与えられたもとでは，空でない言語 $K\subseteq L_m(G)$ が $L_m(G)$-閉，可制御，共可観測となることが分散スーパバイザの存在のための必要十分条件である．ここで，K が $L_m(G)$-閉，可制御であるか否かは Σ_c の分割には依存しないことに注意されたい．

まず本章では，可制御事象の集合 Σ_c の分割の仕方によって，言語 $K\subseteq L(G)$ が共可観測になったり，ならなかったりする場合があることを例題によって示す．

例題2　例題1で考えたシステムにおいて，例題1の場合と逆に，$\Sigma_c^A=\{a_1\}$，$\Sigma_c^O=\{a_2\}$，すなわち a_1 はANDルールのもとで，a_2 はORルールのもとで制御されるとする．この場合には，K は共可観測とはならないことを示す．

$\varepsilon\in\bar{K}$ と $a_1\in\Sigma_c^A$ に対して，$a_1\in\bar{K}$ である．$i=1$ の場合，$c\in\bar{K}$ に対して，$P_1(\varepsilon)=P_1(c)$，$ca_1\in L(G)-\bar{K}$ である．一方，$i=2$ の場合，$b\in\bar{K}$ に対して，$P_2(\varepsilon)=P_2(b)$，$ba_1\in L(G)-\bar{K}$ である．したがって，共可観測性の条件1が満足されず，K が共可観測とはならないことがわかる．

上記の例題からわかるように，与えられた言語 $K\subseteq L(G)$ に対して，それが共可観測となる可制御事象の集合 Σ_c の Σ_c^A と Σ_c^O への分割があるか否かを判定し，そのような分割が存在する場合にそれを具体的に求めることは重要な問題である．ここで，G は有限オートマトンであり，空でない言語 $K\subseteq L(G)$ は正規言語であると仮定する．よって，$L(G_K)=\bar{K}$，$L_m(G_K)=K$ なる有限オートマトン G_K が存在する．このとき，$K\subseteq L(G)$ が共可観測となる可制御事象の集合 Σ_c の分割を求める問題についてその計算量の観点からつぎのような望ましい結果が得られている．

定理3[18]　G は有限オートマトン，$K\subseteq L(G)$ は任意の空でない正規言語とする．

（1）K が共可観測となるような Σ_c の Σ_c^A と Σ_c^O への分割が存在するか否かは，G と G_K の状態数に関して多項式オーダで判定できる．

（2）K が共可観測となるような Σ_c の Σ_c^A と Σ_c^O への分割が存在するとき，そのような分割は，G と G_K の状態数に関して多項式オーダで求めることができる．

6．おわりに

本稿では，離散事象システムの分散スーパバイザ制御に焦点を当て，与えられた制御仕様に対する分散スーパバイザの存在条件に関する最近の研究結果を紹介した．

本稿では紹介しきれなかった分散スーパバイザ制御に関する最近の話題として，通信機能を有する分散スーパバイザ制御がある[19)~21)]．複数のローカルスーパバイザが，ローカルスーパバイザ間で対象システムに関する情報を交換し合いながら，システムを制御する方式がいくつか提案されている．また，一部のローカルスーパバイザの制御動作が停止するような故障が発生しても，残りのローカルスーパバイザによって制御仕様が満足されるような，耐故障性を有する分散スーパバイザ制御についても考察されている[22),23)]．

（2001年9月25日受付）

参考文献

1) P. J. Ramadge and W. M. Wonham: Supervisory Control of a Class of Discrete Event Processes, SIAM J. Contr. Optim., 25-1, 206/230 (1987)
2) R. Kumar and V. K. Garg: Modeling and Control of Logical Discrete Event Systems, Kluwer Academic Publishers (1995)
3) C. G. Cassandras and S. Lafortune: Introduction to Discrete Event Systems, Kluwer Academic Publishers (1999)

4) R. Cieslak, C. Desclaux, A. S. Fawaz and P. Varaiya : Supervisory Control of Discrete-Event Processes with Partial Observations, IEEE Trans. Automat. Contr., **33**-3, 249/260 (1988)

5) F. Lin and W. M. Wonham : Decentralized Supervisory Control of Discrete-Event Systems, Inf. Sci., **44**-3, 199/224 (1988)

6) K. Rudie and W. M. Wonham : Think Globally, Act Locally : Decentralized Supervisory Control, IEEE Trans. Automat. Contr., **37**-11, 1692/1708 (1992)

7) F. Lin and W. M. Wonham : Decentralized Control and Coordination of Discrete-Event Systems under Partial Observation, IEEE Trans. Automat. Contr., **35**-12, 1330/1337 (1990)

8) Y. Willner and M. Heymann : Supervisory Control of Concurrent Discrete Event Systems, Int. J. Contr., **54**-5, 1143/1169 (1991)

9) K. Rudie and J. C. Willems : The Computational Complexity of Decentralized Discrete Event Control Problems, IEEE Trans. Automat. Contr., **40**-7, 1313/1319 (1995)

10) P. Koz'ak and W. M. Wonham : Fully Decentralized Solutions of Supervisory Control Problems, IEEE Trans. Automat. Contr., **40**-12, 2094/2097 (1995)

11) R. Kumar and M. A. Shayman : Formulae Relating Controllability, Observability, and Co-Observability, Automatica, **34**-2, 211/215 (1998)

12) S. Takai : On the Language Generated under Fully Decentralized Supervision, IEEE Trans. Automat. Contr., **43**-9, 1253/1256 (1998)

13) S. Jiang and R. Kumar : Decentralized Control of Discrete Event Systems with Specializations to Local Control and Concurrent Systems, IEEE Trans. Syst., Man, Cybern. -Part B : Cybern., **30**-5, 653/660 (2000)

14) S. Takai and T. Ushio : On-Line Synthesis of Decentralized Supervisors for Discrete Event Systems, IEICE Trans. Fundamentals, **E 83-A**-11, 2282/2285 (2000)

15) A. Overkamp and J. H. van Schuppen : Maximal Solutions in Decentralized Supervisory Control, SIAM J. Contr. Optim., **39**-2, 492/511 (2001)

16) J. H. Prosser : Supervisor Synthesis for Partially Observed Discrete Event Systems, Ph. D Dissertation, Drexel Univ. (1996)

17) J. H. Prosser, M. Kam and H. G. Kwatny : Decision Fusion and Supervisor Synthesis in Decentralized Discrete-Event Systems, Proc. 1997 ACC, 2251/2255 (1997)

18) T. -S. Yoo and S. Lafortune : A General Architecture for Decentralized Supervisory Control of Discrete Event Systems, Discrete Event Systems : Analysis and Control (R. Boel and G. Stremersch, Eds.), 111/118 (2000)

19) K. C. Wong and J. H. van Schuppen : Decentralized Supervisory Control of Discrete-Event Systems with Communication, Proc. 3rd Int. Workshop on Discrete Event Systems, 284/289 (1996)

20) G. Barrett and S. Lafortune : Decentralized Supervisory Control with Communicating Controllers, IEEE Trans. Automat. Contr., **45**-9, 1620/1638 (2000)

21) S. L. Ricker and K. Rudie : Know Means No : Incorporating Knowledge into Discrete-Event Control Systems, IEEE Trans. Automat. Contr., **45**-9, 1656/1668 (2000)

22) S. Takai and T. Ushio : Reliable Decentralized Supervisory Control of Discrete Event Systems, IEEE Trans. Syst., Man, Cybern. -Part B : Cybern., **30**-5, 661/667 (2000)

23) S. Takai and T. Ushio : Synthesis of Reliable Decentralized Supervisors for Discrete Event Systems, IEICE Trans. Fundamentals, **E 83-A**-11, 2212/2218 (2000)

[著 者 紹 介]

高井重昌(たかい しげまさ) 君 (正会員)

1966 年 6 月 26 日生．89 年神戸大学工学部システム工学科卒業．91 年神戸大学大学院工学研究科システム工学専攻修士課程修了．92 年大阪大学工学部助手，98 年和歌山大学システム工学部講師，1999 年同助教授となり，現在に至る．離散事象システム，ハイブリッドシステムの制御に関する研究に従事．博士（工学）．IEEE，システム制御情報学会，電子情報通信学会各会員．