計測自動制御学会論文集
Vol. 24, No. 2
(昭和63年2月)

離散事象駆動型システムにおける可制御発火系列

潮　俊光*・松本隆一*

Controllable Firing Sequences in Event-Driven Systems

Toshimitsu USHIO* and Ryuichi MATSUMOTO*

This paper deals with control problems in event-driven systems and controllable firing sequences. Event-driven systems are modelled by Petri nets with external input places. A control problem discussed in this paper is whether or not there exists a controller such that the set of firing sequences in a controlled system is equal to a desired one, which is called a desired firing set. This paper introduces a concept of a controllable firing set, which is a generalization of a controllable language defined by Ramadge and Wonham. Then, it is proved that the necessary and sufficient condition for the existence of such a controller is for the desired firing set to be a controllable one.

This paper is also concerned with a generalization of the reachable problem discussed by Ichikawa, et al., which is called a target marking controllable problem in this paper, and gives the necessary and sufficient conditions for it.

Key Words: event-driven system, Petri net, controllability, controllable firing sequence

1. 緒　言

システムがある条件を満たしたとき離散的事象が非同期的に生起するシステムは離散事象駆動型システムと呼ばれ，FMS やプロトコルなどの近年特に研究が盛んになった分野において多く見られる．このようなシステムはペトリネットによってモデル化され(以下,ペトリネットシステムと呼ぶ)，さまざまな解析がなされている．しかしながら，制御問題については，市川らによる研究以外には，あまり十分な検討がなされていないように思える[1),2)].

市川らの研究[2)]では，外部入出力プレースを付けたペトリネットで制御プラントをモデル化して，初期マーキングから目標マーキングへ到達可能な制御入力系列が存在するときシステムは可制御と呼んでいる．しかしながら，ペトリネットシステムにおいては，与えられた（無限系列を含む）発火系列の集合が実現できるような制御器の設計が重要な場合が多い．そこで本論文では，市川らの意味での制御問題，すなわち，目標マーキングが可到達となるような入力トークン系列を発生させる問題を，目標マーキング制御問題と呼び，与えられた発火系列が実現できるような入力トークン系列を発生させる問題を単に，制御問題と呼ぶことにする．トランジションの発火系列をペトリネットによって受理される言語と見ると，制御問題は，制御プラントがその部分言語のみを受理するように入力トークン系列を発生させる問題ともみなせる．Wonham らは，オートマトンにおいて受理される言語の部分言語のみを受理するような制御系の存在について考察している[3)]．本論文では，これをペトリネットシステムへ拡張することによって，ペトリネットシステムにおける制御問題を考察する．まず第2章では，本論文で対象とする制御プラントと制御器について述べる．第3章では，ペトリネットシステムにおける可制御性について考察する．第4章では，目標マーキング制御問題を扱う．

2. 対象システム

本論文では，制御プラントにおけるすべてのトランジションの発火が観測できるものと仮定する．このとき，制御プラントのふるまいは外部入力プレース付ペトリネットでモデル化でき，その出力はトランジションの発火とみなすことができるので，制御プラント $G(N_c, \Gamma)$ をつぎのように定義する．

* 神戸大学工学部　神戸市灘区六甲台町 1-1
* Faculty of Engineering, Kobe University, Kobe
(Received August 14, 1987)
(Revised October 28, 1987)

$$N_c=(P\cup P_c, T, I_c, O_c, M_{c0}) \tag{1}$$

は外部入力プレース付ペトリネットである．ただし，P は内部プレースの集合，$P_c=\{p_{c1}, p_{c2}, \cdots, p_{cn}\}$ は外部入力プレースの集合，T はトランジションの集合，Z を非負整数の集合とおくと，$I_c: T\times(P\cup P_c)\to Z$ はプレースからトランジションへのアークの数，$O_c: T\times(P\cup P_c)\to Z$ はトランジションからプレースへのアークの数，M_{c0} は初期マーキングを，それぞれ表わす．ペトリネットに関する基本的定義は文献 4) を参照されたい．さらに，各 $p_c\in P_c$ に対して，

$$I_c(t, p_c)=1 \text{ or } 0$$
$$O_c(t, p_c)=0$$

と仮定する．各 $p\in P$ に対して $M_{c0}(p)$ は与えられているが，各 $p_c\in P_c$ に対して $M_{c0}(p_c)$ は後述する制御器によって決定される．$\Gamma=\{0, 1\}^{P_c}$ すなわち，各 $\gamma\in\Gamma$ に対して $\gamma: P_c\to\{0, 1\}$ であり，γ を制御パターン (control pattern) と呼ぶ．制御パターンが $\gamma\in\Gamma$ のとき，プレース $p_{ci}\in P_c$ でのトークン数 $M_c(p_{ci})$ は

$$M_c(p_{ci})=\gamma(p_{ci}) \text{ for } i=1, 2, \cdots, n \tag{2}$$

となる．各マーキングにおいて，$\gamma\in\Gamma$ の選択によって N_c のふるまいは制御される．この γ の選択を決定するシステムが制御器である．

（注意）発火トランジションを出力とみなすことは，各トランジションに対して外部出力プレースを1個付加することと等価である．

各 $p_{ci}\in P_c$ に対して p_{ci} が入力プレースであるようなトランジションの集合を T_{ci} とおく．すなわち，

$$T_{ci}=\{t;\ t\in T,\ I_c(t, p_{ci})=1\} \tag{3}$$

外部入力プレースによって，その発火が制御されるトランジション，および制御されないトランジションの集合をそれぞれ T_c, T_u で表わす．

$$T_c=T_{c1}\cup T_{c2}, \cdots, \cup T_{cn}$$
$$T_u=T\backslash T_c=\{t;\ t\in T, t\notin T_c\} \tag{4}$$

制御プラント $G(N_c, \Gamma)$ から外部入力プレースと，そこからのアークを取り除いたペトリネット N を N_c から導かれたペトリネットシステムと呼ぶ．すなわち，

$$N=(P, T, I, O, M_0) \tag{5}$$

ただし，任意の $p\in P$ と任意の $t\in T$ に対して，

$$I(t, p)=I_c(t, p)$$
$$O(t, p)=O_c(t, p)$$
$$M_0(p)=M_{c0}(p) \tag{6}$$

である．

つぎに制御器をオートマトンによって構成することを考える．(動的) 制御器 $C=(S, \Phi)$ をつぎのように定義する．$S=(Q, T, \delta, q_0)$ は決定性オートマトン[5] である．ただし，Q は状態の有限または無限集合，$\delta: T\times Q\to Q$ は状態の遷移を表わす部分関数，$q_0\in Q$ は初期状態である．$\Phi: Q\to\Gamma$ は制御器の状態から制御パターンへの写像を表わす．すなわち，$\gamma:=\Phi(q)\in\Gamma$ である．したがって，プラント G の事象の生起により制御器 C の状態は変化し，状態に基づいて制御パターンが選択される．以下，G と C の組を $G|C$ と書き，制御ペトリネットシステム (controlled Petri net system) と呼ぶ．$G|C$ の状態 x はつぎで定義される．

$$\begin{aligned} x&=(M_c, q)\\ &=(M_c(p_1), M_c(p_2), \cdots, M_c(p_m),\\ &\quad M_c(p_{c1}), M_c(p_{c2}), \cdots, M_c(p_{cn}), q) \end{aligned} \tag{7}$$

ただし，$P=\{p_1, p_2, \cdots, p_m\}$ で $q\in Q$ である．$G|C$ の初期状態 x_0 は M_{c0} と q_0 よりつぎのように与えられる．

$$\begin{aligned} x_0&=(M_{c0}, q_0)\\ &=(M_{c0}(p_1), M_{c0}(p_2), \cdots, M_{c0}(p_m),\\ &\quad M_{c0}(p_{c1}), M_{c0}(p_{c2}), \cdots, M_{c0}(p_{cn}), q_0) \end{aligned} \tag{8}$$

ただし，$M_{c0}(p_{ci})=\Phi(q_0)(p_{ci}) (i=1, 2, \cdots, n)$ である．$G|C$ の状態 $x=(M_c, q)$ において次式が満足されるとき，トランジション $t\in T$ は G において x で発火可能という．

$$I_c(t, p)\leqq M_c(p) \text{ for any } p\in P\cup P_c \tag{9}$$

さらに，$\delta(t, q)$ が定義されたとき，単に t は x で発火可能という．このとき，t の発火によって x は $x'=(M'_c q')$ に遷移する．ただし，

$$\begin{aligned} &M'_c(p)=M_c(p)-I_c(t, q)+O_c(t, q) && p\in P\\ &M'_c(p)=\Phi(q')(p) && p\in P_c\\ &q'=\delta(t, q) \end{aligned} \tag{10}$$

である．λ を空ストリング，T^* を T の要素からなるストリング全体の集合とおく．$\sigma\in T^*$ がつぎの (i) または (ii) の条件を満たすとき，σ は (状態 x での) 制御ペトリネットシステム $G|C$ の発火系列という．

(i) $\sigma=\lambda$ ならば σ は発火系列である．

(ii) $\sigma=\sigma' t (\sigma'\in T^*, t\in T)$ のとき，σ' が発火系列で x が σ' によって状態 x' に遷移して x' で t が発火可能である．

$G|C$ において状態 x で t が発火可能のとき $x[t>$ と書き，発火によって状態が x' に遷移したとき $x[t>x'$ と書く．発火系列 $\sigma\in T^*$ に対しても同様に $x[\sigma>$ と $x[\sigma>x'$ が定義できる．以下，$L(G|C)$ を初期状態 x_0 での発火系列全体の集合，$L(N)$ をペトリネット N における発火系列全体の集合，$L(S)$ をオートマトン S によって受理される言語全体の集合とおくと，明らかに，

$L(G|C) \subset L(N)$

$L(G|C) \subset L(S)$　(11)

が成立する．トランジション t が N において発火可能なとき制御器も t を受理することが制御器の性格上必要である．

【定義1】

制御ペトリネットシステム $G|C$ において，つぎの条件が成立するとき，制御器 C は完全 (complete) であるという．

（条件）　任意の $\sigma \in L(G|C)$ と任意の $t \in T$ に対して，$x_0[\sigma > x$ とおくと，t は x で G において発火可能ならば，$\delta(\sigma t, q_0)$ が定義される．

最後に $K \subset T^*$ に対して K の閉包 $\overline{K}$ をつぎのように定義する[3]．

$\overline{K} = \{\sigma \in T^*; \sigma\sigma' \in K \text{ for some } \sigma' \in T^*\}$

すなわち，$\overline{K}$ は K のストリングスの接頭語全体からなる集合を表わしている．

3. 可制御発火系列

離散事象駆動型システムにおいては，事象の並列発火が可能であるので，入力トークン数が同じであっても実際に発火するトランジションは一意には定まらない．したがって，制御パターンの選択は発火トランジションに依存するので，開ループで制御するのが困難となる．さらに実際には事象の生起が非同期であるので，入力プレースへのトークンの投入をおこなう時期を決定するために，事象の生起を観測することが重要となる．すなわち，従来のシステム理論では可制御性の概念が開ループ制御を基準にしていたが，本論文で対象とする制御系においてはフィードバック制御が基準となる．そこで，本論文では制御問題をつぎのように定義する．

（注意）　制御プラントのシミュレータを用いれば開ループ制御が形式的には可能となるが，このことは実質的にフィードバックを施していることと等価となる．

【定義2】

発火系列の集合 $K \subset L(N)$ に対して，$\overline{K}$ を K の閉包とおくと，$L(G|C) = \overline{K}$ となるような完全な制御器 C を求める問題を可制御問題という．このとき，制御プラント G は K に関して可制御であるという．

【定義3】

発火系列の集合 $K \subset L(N)$ がつぎの条件(C1)，(C2)を満たすとき，K を G に関する可制御発火集合 (controllable firing set with repect to G) と呼ぶ．特に，$K = \{\sigma\}$ のとき，σ を可制御発火系列と呼ぶ．

(C1)　$\overline{K}\, T_u \cap L(N) \subset \overline{K}$

(C2)　任意の $\sigma \in K$ に対して次式を満たす $\gamma \in \Gamma$ が存在する．

$$\{\sigma\}\, S(\gamma) \cap L(N) = \{\sigma\}\, T_c \cap \overline{K}$$

ただし，

$$S(\gamma) = \{t;\ t \in T_c,\ I_c(t, p_{ci}) \leqq \gamma(p_{ci}) \text{ for any } p_{ci} \in P_c\}$$

［補題1］

制御プラント G が $K \subset L(N)$ に関して可制御ならば，K は可制御発火集合である．

（証明）

仮定より，$L(G|C) = \overline{K}$ を満たす完全な制御器 C が存在する．まず，(C1)を証明する．$\sigma t \in \overline{K}\, T_u \cap L(N)$ に対して，$\sigma \in \overline{K} = L(G|C)$ なので，$M_0[\sigma > M$，$x_0[\sigma > x = (M_c, q)$ とおくと，$M[t>$，すなわち任意の $p \in P$ に対して，

$$I_c(t, p) = I(t, p) \leqq M(p) = M_c(p) \quad (12)$$

となる．また，$t \in T_u$ なので，任意の $p_{ci} \in P_c$ に対して，

$$I_c(t, p_{ci}) = 0 \quad (13)$$

となるので，t は x で G において発火可能になる．C は完全なので，$\delta(t, q)$ は定義され，$x[t>$ となる．すなわち，

$$\sigma t \in L(G|C) = \overline{K} \quad (14)$$

したがって，(C1)が成立する．

つぎに，(C2)を証明する．任意の $\sigma \in \overline{K}$ に対して，$x_0[\sigma > x = (M_c, q)$ において制御器 C の制御パターン $\gamma = \Phi(q)$ となっている．$\sigma t_c \in \overline{K}$，$t_c \in T_c$ とおくと(11)式より，

$$\sigma t_c \in L(N) \quad (15)$$

となる．つぎに，

$$\mathrm{Ind}\,(t_c) = \{i;\ I_c(t_c, p_{ci}) = 1\} \subset \{1, 2, \cdots, n\} \quad (16)$$

とおくと，$x[t_c>$ なので，任意の $i \in \mathrm{Ind}\,(t_c)$ に対して

$$\gamma(p_{ci}) = M_c(p_{ci}) = 1 \quad (17)$$

このことより，$t_c \in S(\gamma)$ が容易に示される．したがって，

$$\{\sigma\}\, T_c \cap \overline{K} \subset \{\sigma\}\, S(\gamma) \cap L(N) \quad (18)$$

逆に，$\sigma t \in \{\sigma\}\, S(\gamma) \cap L(N)$ のとき，$t \in S(\gamma)$ なので，任意の $p_{ci} \in P_c$ に対して，

$$I_c(t, p_{ci}) \leqq \gamma(p_{ci}) = M_c(p_{ci}) \quad (19)$$

さらに，$\sigma t \in L(N)$ より，任意の $p \in P$ に対して，

$$M_c(p) = M(p) \geqq I(t, p) = I_c(t, p) \quad (20)$$

(19)，(20)式より，t は x で G において発火可能になる．C は完全なので，$\delta(t, q)$ は定義され，(14)式が

成立する．したがって，

$$\{\sigma\}S(\gamma)\cap L(N)\subset\{\sigma\}T_c\cap\overline{K} \tag{21}$$

(18), (21)式より，(C2)は証明される．　q. e. d.

つぎに，$K\subset L(N)$ を可制御発火集合とおく．Ψ : $\overline{K}\to Q$ が1対1で上への写像となるような集合 Q と関数 Ψ は常に存在する．各 $q\in Q$ と $t\in T$ に対して，

$$\delta(t,q)=\begin{cases}\Psi(\Psi^{-1}(q)t) & \text{if } \Psi^{-1}(q)t\in\overline{K}\\ \text{undefined} & \text{otherwise}\end{cases} \tag{22}$$

$$q_0=\Psi(\lambda)$$

とおくと，$S=(Q,T,\delta,q_0)$ はオートマトンになる．さらに，$\Psi^{-1}(q)\in\overline{K}$ に対して条件(C2)を満たす $\gamma_q\in\Gamma$ が存在するので，q での制御パターン $\Phi(q)$ を

$$\Phi(q)=\gamma_q \tag{23}$$

と定義すると，$C=(S,\Phi)$ はつぎの補題を満足する．

［補題2］

(22), (23)式で定義された制御器 C に対して $G|C$ は K に関して可制御となる．

（証明）

まず，$\overline{K}\subset L(G|C)$ を証明する．$\lambda\in\overline{K}$ に対して $\lambda\in L(G|C)$ なので，帰納法より，任意の $\sigma\in L(G|C)\cap\overline{K}$ に対して $\sigma t\in\overline{K}$ ならば $\sigma t\in L(G|C)$ であることを示せば十分である．$\sigma\in\overline{K}$ なので，S の状態は $q=\Psi(\sigma)$ にある．さらに，$\delta(t,q)$ は定義され，

$$q'=\delta(t,q)=\Psi(\sigma t) \tag{24}$$

となる．$M_0[\sigma>M$, $x_0[\sigma>x=(M_c,q)$ とおくと，(11)式より任意の $p\in P$ に対して，

$$I_c(t,p)=I(t,p)\leqq M(p)=M_c(p) \tag{25}$$

もし $t\in T_u$ ならば，任意の $p_c\in P_c$ に対して，$I_c(t,p_0)=0$ なので $x[t>$となる．また，もし $t\in T_c$ ならば，(C2)より，$t\in S(\gamma_q)$ である．すなわち，任意の $p_{ci}\in P_c$ に対して，

$$I_c(t,p_{ci})\leqq\gamma_q(p_{ci})=M_c(p_{ci}) \tag{26}$$

となるので，$x[t>$となる．したがって，$\sigma t\in L(G|C)$ である．

つぎに，$L(G|C)\subset\overline{K}$ を証明する．上と同様に，任意の $\sigma\in L(G|C)\cap\overline{K}$ に対して $\sigma t\in L(G|C)$ ならば $\sigma t\in\overline{K}$ であることを示せば十分である．(11)式より，$\sigma t\in L(N)$ なので，$t\in T_u$ ならば，(C1)より，

$$\sigma t\in\overline{K}T_u\cap L(N)\subset\overline{K} \tag{27}$$

となる．$t\in T_c$ ならば，S の状態は σ の発火によって $q=\Psi(\sigma)$ にあり，$\delta(t,q)$ は定義されているので，(22)式より $\sigma t\in\overline{K}$ となる．以上より，$L(G|C)=\overline{K}$ が得られる．

最後に，制御器 C が完全であることを示す．任意の $\sigma\in L(G|C)$ に対して，$x_0[\sigma>x=(M_c,q)$ とおく．$t\in T$ が x で G において発火可能，すなわち任意の $p\in P\cup P_c$ に対して，

$$M_c(p)\geqq I_c(t,p) \tag{28}$$

とする．$t\in T_c$ ならば，(28)式より $t\in S(\gamma_q)$ となり，(C2)より $\sigma t\in\overline{K}$ となる．また，$t\in T_u$ ならば，(C1)より $\sigma t\in\overline{K}$ となる．したがって，(22)式より，$\delta(t,q)$ は定義される．すなわち，C は完全である．q. e. d.

補題 1，2 よりつぎの定理が容易に証明される．

《定理1》

制御プラント G が $K\subset L(N)$ に関して可制御である必要十分条件は，K が可制御発火集合になっていることである．

定理1よりつぎの系が容易に示される．

【系1】

すべての $p_{ci}\in P_c$ に対して，$I_c(t,p_{ci})=1$ を満たす t が唯一個しか存在しない場合には，G が K に関して可制御となる必要十分条件は(C1)である．

上の系はペトリネットシステムにおける Ramadge らの結果[3]と等価になる．したがって，定理1は彼ら結果の拡張になっている．最後に例題を示す．

〔例題〕

Fig. 1 に示す制御プラント G を考える．ただし，$P_c=\{p_{c1},p_{c2}\}$，$T_{c1}=\{t_2\}$，$T_{c2}=\{t_4,t_5\}$ である．初期マーキング M_{c0} として，$M_{c0}(p_i)=0$ $(i=1,2,3,4)$, $M_{c0}(p_5)=3$ とおく．ここで，任意のマーキング M_c に対して $M_c(p_2)\leqq 1$, $M_c(p_4)\leqq 1$ となるような発火系列の集合 K を考える．すなわち，各 $\sigma\in K$ に対してその任意の接頭語 σ' が次式を満たす．

$$\begin{aligned}&\#(\sigma',t_2)-\#(\sigma',t_4)\leqq 1\\ &\#(\sigma',t_4)+\#(\sigma',t_5)-\#(\sigma',t_6)\leqq 1\end{aligned} \tag{29}$$

ただし，$\#(\sigma,t)$ は発火系列 σ における t の発火回数を表わす．明らかに，$M_c(p_2)=1$ (resp. 0) のとき $M_c(p_{c1})=0$ (resp. 1) に，$M_c(p_4)=1$ (resp. 0) のとき $M_c(p_{c2})=0$ (resp. 1) になるように制御器 C を構成すれば $L(G|C)=\overline{K}$ となる．このことより K が可制御発火集合であることが容易に示され，C は **Fig. 2** で示される有限状態オートマトンで構成される．一般

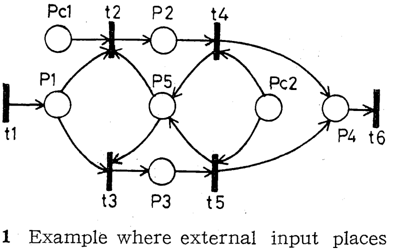

Fig. 1 Example where external input places are p_{c1} and p_{c2}. Letting the initial marking be M_{c0}, $M_{c0}(p_i)=0(i=1,2,3,4)$ and $M_{c0}(p_5)=3$.

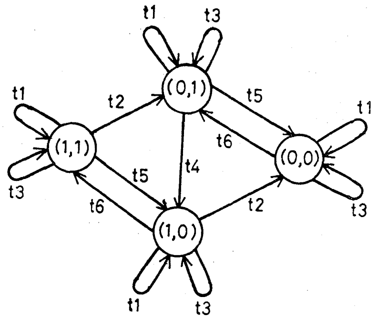

Fig. 2 Controller for the example, where the control pattern $(\gamma(p_{c1}), \gamma(p_{c2}))$ for each state is shown in each circle

に，K が正則集合(注1)ならば制御器を有限状態オートマトンで構成できることは容易に証明できる．しかしながら，上の例題では，K は正則集合ではないにもかかわらず制御器は有限状態オートマトンで構成されている．制御器を有限状態オートマトンで構成できる条件を求めることは今後の課題である．

4. 目標マーキング制御問題

本章では，初期マーキング M_0 から目標マーキングに制御ペトリネットが到達できるような制御器の存在について考察する．$R(N)$ をペトリネット N の可到達集合とおく．以下，目標マーキングの集合は $R(N)$ の部分集合と仮定する．

【定義4】

$R_m(N) \subset R(N)$ を目標マーキングの集合とおく．制御ペトリネット $G|C$ が初期マーキングから $R_m(N)$ のある要素に遷移した後に，発火不可能となるような制御器 C を求める問題を目標マーキング制御問題という．

目標マーキング制御問題は，市川らの可達問題[2]の一般化になっている．

【定義5】

空集合でない $K \subset T^*$ が一貫性をもつ (consistent) とは，つぎの条件(A)，(B)のいずれかが成立することである．

(A)　K の要素は一つだけである．

(B)　K の要素は二つ以上で，かつ任意の $\sigma_i, \sigma_j \in K (i \neq j)$ に対して，$\sigma_i \notin \{\overline{\sigma}_j\}$ となる．

《定理2》

目標マーキング制御問題の解となる制御器 C が存在するための必要十分条件は，つぎの条件を満たす一貫性をもった可制御発火集合 K_m の存在である．

(i)　任意の $M \in R_m(N)$ に対して，$M_0[\sigma > M$ となるような発火系列 σ が K_m に存在する．

(ii)　任意の $\sigma \in K_m$ に対して，$M_0[\sigma > M \in R_m(N)$ である．

(証明)

定理1より，K_m が可制御発火集合であることと $L(G|C) = \overline{K}_m$ を満たす制御器 C が存在することは等価である．したがって，任意の $\sigma \in L(G|C)$ に対してつぎの二つの条件が成立することを示せばよい．

(i)　$\sigma \notin K_m$ ならば，$\sigma t \in \overline{K}_m$ となる $t \in T$ が存在する．

(ii)　$\sigma \in K_m$ ならば，任意の $t \in T$ に対して $\sigma t \notin \overline{K}_m$ となる．

ところで，閉包の定義より(i)は自明である．また，K_m は一貫性をもつので(ii)も容易に証明できる．

q. e. d.

定理2より目標マーキング制御問題は，可制御問題の特殊な場合になっていることがわかる．

5. 結　　言

本論文では，離散事象駆動型システムにおける可制御性について考察した．制御プラントを外部入力付ペトリネットによってモデル化し，得られた結果は Ramadge ら[3]の拡張になっている．また，トランジションの発火をすべて観測できると仮定したことは，従来のシステム理論における状態フィードバックに対応する制御器の存在について考察したことになる．今後，外部入出力付ペトリネットの対する制御器の存在について検討するつもりである．

本論文では，制御器をオートマトンで構成したので，一般に状態は無限になる．この場合には，制御器をより高度な機械，たとえばプッシュダウンオートマトンやチューリング機械で構成することが考えられる．しかしながら，3章の例題で示されたように，重要な点は K の言語論的構造と制御器の状態数とは直接には1対1対応していないことである．この点は，今後の重要な検討課題である．

本研究は文部省科学研究費（奨励研究(A)課題番号 62750388）より援助を受けた．記して謝意を表す．

(注1)　Kがある有限状態オートマトンの受理言語であるとき，K を正則集合という．K が正則集合である判定は文献5) を参照されたい．

参 考 文 献

1) 市川惇信：離散事象システムの制御問題，第12回制御理論シンポジウム，239/244 (1983)

2) 市川，横山，黒木：事象駆動型システムの制御―無競合ペトリネットの可到達性と制御―，計測自動制御学会論文集，**21**-4，8/14 (1985)

3) P. J. Ramadge and W. M. Wonham: Supervisory Control of a Class of Discrete Event Processes, Dept of Electrical Engineering University of Toronto, Systems Control Group Report #8515 (1985)
4) J. L. Peterson: Petri Net Theory and the Modeling of Systems, Prentice Hall (1981)
5) J. E. Hopcroft and J. D. Ullman: Introduction to Automata Theory, Language and Computation, Addison Wesley (1979)