

条件/事象ネットモデルを用いた離散事象の制御[†]

橋爪 進

豊橋技術科学大学 生産システム工学系^{††}

兼重明宏

大島商船高等専門学校 商船学科^{†††}

小野木克明

名古屋大学大学院工学研究科 分子化学工学専攻^{††††}

西村義行

東邦大学理学部 情報科学科^{†††††}

バッチプロセス、およびその制御系は事象が生起することによって状態が遷移する離散事象系としてとらえることができる。本論文では、離散事象系をペトリネットのサブクラスである条件/事象ネットでモデル化し、その動作を半言語で表す。そして、離散事象系の制御問題を、条件/事象ネットでモデル化された制御対象と、半言語で記述された目標動作を表す仕様が与えられたとき、その動作を実現するようなコントローラを表す条件/事象ネットを求める問題として定式化し、この問題が解をもつための条件、およびその解法について考察する。また、これに基づいたシーケンス制御系の一つの設計法を提案する。

緒 言

バッチプロセスにおいては、個々の装置の運転のほか、装置間の原料・製品の搬送、プロセスのスタート・ストップ、銘柄切換え、緊急停止処置などさまざまな操作が必要となる。従来、これらの操作を行うシーケンス制御系の設計は技術者の勘と経験に頼って行われてきた。しかし、プロセスの大規模化・複雑化とともに、この種の制御系を合理的に設計することが困難になることが予想される。

バッチプロセスでは、中間製品の追越し、デッドロッ

クなどのように連続プロセスとは異なった動作が生ずることもある。一般に、バッチプロセス、およびその制御系の動作は事象が生起することによってのみ状態が遷移する離散事象系としてとらえることができる。離散事象系のモデリング、解析に関しては多くの研究があるものの、設計、制御に関する研究はほとんどないのが現状であった。しかし、近年、離散事象系の設計、制御の体系化の必要性が認められるようになってきた。

離散事象系を特徴づける重要な概念に、各状態において次に生起できる事象の組を必ずしも一意に決定できないという‘非決定性’と、複数の事象が互いに独立に生起するという‘並行性’がある。一般に、離散事象系の制御は、それぞれの状態において生起可能な事象の組のなかから次に生起すべき事象の組を選択することによって行われる。したがって、離散事象系の制御問題はこの非決定性を解消する問題とみなすことができる。このような

[†] 1996年1月10日受理

^{††} 〒441 豊橋市天伯町雲雀ヶ丘1-1

^{†††} 〒742-21 大島郡大島町小松1091-1

^{††††} 〒464-01 名古屋市千種区不老町

^{†††††} 〒274 船橋市三山2-2-1

離散事象系の制御を考えるにあたっては、システムの動作を正しく表すことができるモデルと、そのモデルの挙動を正しく記述することができる動作表現法を考え、その表現法に従って記述された制御系の目標動作が仕様として与えられたとき、これを実現するような制御系を構成する問題を考えることが自然であると思われる。

Ramadge と Wonham は制御対象をオートマトンでモデル化し、その動作表現法に形式言語を用いることによって、指定された事象の生起順序に従って制御対象を動作させるスーパーバイザ制御と、与えられた条件を常に満たすように制御対象の状態を遷移させる状態フィードバック制御と呼ばれる二つの離散事象系の制御を提案した (Ramadge and Wonham, 1987 a, 1987 b)。彼らの研究は先駆的なものであったが、オートマトンはシステムの並行的な動作をモデル化することができないため、これらを一般の制御対象に適用することはできなかった。これに対して、Denham (Denham, 1987)、潮ら (Ushio and Matsumoto, 1988)、および Sreenivas ら (Sreenivas and Krogh, 1992) は制御対象をペトリネットでモデル化することによって、制御対象の並行性を表すことを試みた。しかし、いずれの場合も、制御系の目標動作のなかに並行性が考慮されていなかったため、結局、制御系全体の並行的な動作を扱うことができなかった。

本論文では、制御対象のモデルにペトリネットのサブクラスである条件/事象ネット (プレースの容量が1であるペトリネット；以下 C/E ネットという) を用い、その動作表現法にペトリネットの並行動作を正しく記述することができる半言語を用いることを試みる。そして、離散事象系の制御問題を、半言語で記述された制御系の目標動作が仕様として与えられたとき、これを実現するような制御系を構成する問題として定式化し、その可解性、解法について考察する。また、これに基づいたシーケンス制御系の設計法を提案する。

1. C/E ネットと半言語

この章では準備として、本論文で離散事象系のモデルに用いる C/E ネットと、その動作表現法に用いる半言語について概説する。

離散事象系を特徴づける非決定性と並行性を表すことができるモデルにペトリネットがある。離散事象系を Fig. 1(a) に示すようなペトリネットを使ってモデル化するには、事象をトランジション (□で表す) で、事象の生起に必要な条件および生起によって成立する条件をプレース (○で表す) で表すことが多い。このとき、システムの状態はトークン (・で表す) の配置を表すマーキングで、システムの状態遷移はトランジションの発

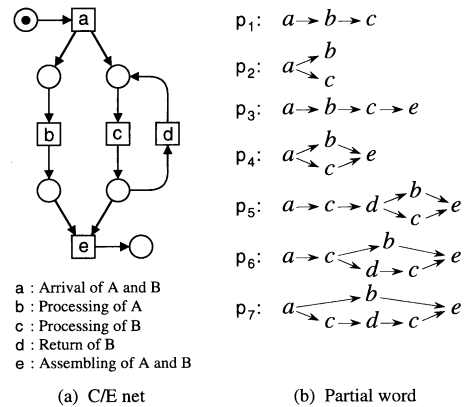


Fig. 1 C/E net and partial word

火に伴うマーキングの遷移で表される。離散事象系の代表例であるシーケンス制御系においては、各要素の状態量はリレー接点の ON, OFF などのように 2 値量であることが多く、事象が生起するための条件もそれが成立しているか否かの 2 通りである。したがって、本論文ではトークンの有無のみを問題とするプレース容量が 1 の C/E ネットを離散事象系のモデルに用いることとする。

C/E ネット C/E ネットは次の 4 項組で定義される。

$$N = (S, T; F; C_{in})$$

ここで、 S は条件 (プレースに対応) の有限集合を、 T は事象 (トランジションに対応) の有限集合を表し、 $F (\subseteq S \times T \cup T \times S)$ は条件と事象の関係を表す、 $C_{in} \subseteq S$ は初期ケース (初期マーキングに対応) を表す。C/E ネットにおける事象の発生は、プレースの容量が 1 であるペトリネットのトランジションの発火規則に従う。とくに、ただ一つの条件をもつ C/E ネットをアトムという。 ■

合成 C/E ネット $N_i = (S_i, T_i; F_i; C_i) (i=1, 2)$ に対して、 N_1, N_2 の合成を

$$N_1 \oplus N_2 := (S_1 \cup S_2, T_1 \cup T_2; F_1 \cup F_2; C_1 \cup C_2)$$

と定義する。ここで、 $S_1 \cup S_2$ は S_1 と S_2 の直和を表す。 N_1, N_2 を $N_1 \oplus N_2$ の部分ネットという。また、C/E ネットの集合 H を合成した C/E ネットを $\oplus H$ で表す。 ■

ペトリネットの動作表現法としては、トランジションの発火列を文字列とみなし、これらの語と呼ばれる文字列の集合であるペトリネット言語が用いられることが多かった。ペトリネットの動作を言語で表すためには、本来並行的に発火するトランジションを適当に順序付けることが必要となる。しかし、このような不意なトランジションの順序付けは不正確な動作記述を招くことになる。このような観点から、Grabowski はペトリネットの動作を Fig. 1(b) に示すようなトランジションを要素にもつ半順序多重集合の集まりである半語によって表すこ

とを提案した (Grabowski, 1981).

半語・半言語 アルファベット Σ に対して、一つの有限集合 U 、 U における半順序関係 R 、写像 $\lambda: U \rightarrow \Sigma$ の組 (U, R, λ) を Σ 上の半順序多重集合という。 Σ 上の二つの半順序多重集合 p, p' に対して、ラベルと半順序関係を保存するような一方の台から他方の台への全単射が存在するとき、 $p \equiv p'$ と書く。 \equiv は Σ 上の半順序多重集合全体の集合における同値関係となる。 \equiv による (U, R, λ) の同値類 $[U, R, \lambda]$ を Σ 上の半語という。また、 Σ 上の半語全体の部分集合を Σ 上の半言語という。■

半語 $[U, R, \lambda]$ は、Fig. 1(b) に示すように、半順序集合 (U, R) のハッセ図の各頂点 x を $\lambda(x)$ で置き換えたグラフで表すことが多い。このとき、頂点 x_1 から x_2 に有向パスが存在するとき x_1 は x_2 より小さいという。任意の2つの要素が比較可能な U の部分集合を鎖という。また、どの相異なる2つの要素も比較不可能な U の部分集合を反鎖という。

ネット半言語 C/E ネット $N = (S, T; F; C_{in})$ に対して、 T 上の半語 $p = [U, R, \lambda]$ が条件

“ p の任意の反鎖 $W \subseteq U$ に対して、 R に関して W より小さい頂点にラベルづけされているすべての事象が N で発生したとき得られるケースにおいて、 W の各頂点にラベルづけされている事象が同時に発生可能である”

を満たすとき、 p は N で発生可能であるという。 N で発生可能な半語全体の集合を N のネット半言語といい、 $PL(N)$ で表す。■

Fig. 1(a) に示す C/E ネットは、部品 A, B が処理装置に同時に到着し (事象 a)、それぞれ独立に処理され (事象 b, c)、最後に組み立てられる (事象 e) 工程をモデル化したものである。ただし、部品 B は場合によっては再度処理できる (事象 d) もとする。この C/E ネットで発生可能な半語のいくつかを Fig. 1(b) に示す。半語 p_1 は事象 a が生起し、その後 b 、そして c が生起するという逐次的な動作を表す。 p_2 は a の生起後、 b と c が互いに独立に生起するという並行的な動作を表す。また、 a の生起後、ネットがどの動作を示すかは非決定的である。このように半語を使うと逐次的な動作は半語のなかの鎖で、並行的な動作は反鎖で、非決定的な動作は複数の半語によって表される。

制限 Σ 上の半語 $p = [U, R, \lambda]$ 、および半言語 PL の $\Sigma' (\subseteq \Sigma)$ への制限をそれぞれ次のように定義する。

$$p|_{\Sigma'} := [U', R \cap U'^2, \lambda|_{U'}]$$

(ただし、 $U' = \{x \in U | \lambda(x) \in \Sigma'\}$)

$$PL|_{\Sigma'} := \bigcup_{p \in PL} \{p|_{\Sigma'}\}$$

閉包 Σ 上の半語 $p = [U, R, \lambda]$ 、および半言語 PL の接頭半語の集合をそれぞれ次のように定義する。

$$p^{REF} := \{[V, R \cap V^2, \lambda|_V] |$$

$$\forall u \in U : v \in V \wedge uRv \Rightarrow u \in V\}$$

$$PL^{REF} := \bigcup_{p \in PL} p^{REF}$$

以下では、 PL^{REF} を PL の閉包という。■

スムーズ Σ 上の2つの半語 p, p' に対して $(U, R, \lambda) \in p$ 、 $(U', R', \lambda') \in p'$ が存在して $U = U'$ 、 $\lambda = \lambda'$ 、 $R \subseteq R'$ のとき、 p' は p よりスムーズであるといい、 $p' \leq p$ と書く。 \leq は Σ 上の半語全体の集合における半順序関係である。 p よりスムーズな半語全体の集合を $We(p)$ で表し、半言語 PL よりスムーズな半語全体の集合を $We(PL) := \bigcup_{p \in PL} We(p)$ で表す。■

$p' \leq p$ ならば p は p' より並行性に富む動作を表す。Fig. 1(b) に示した各半語については、 $p_1 < p_2$ 、 $p_3 < p_4$ 、 $p_5 < p_6 < p_7$ である。

アクティビティ $PL(N)$ の部分集合 $FP(N)$ を

$$FP(N) := \{p \in PL(N) | \neg \exists q \in PL(N) : q > p\}$$

と定義し、これを N のアクティビティという。■

C/E ネット N のアクティビティは、 N のネット半言語 $PL(N)$ のなかで最も並行性に富む半語の集まりを表す。Fig. 1(b) に示した半語のうち、 p_2, p_4, p_7 はいずれもアクティビティの要素である。

C/E ネット N のネット半言語 $PL(N)$ は次のような性質をもつ (Kiehn, 1986: Hashizume, et al., 1992 b)。

[性質1] 任意の C/E ネット N に対して、

$$(i) \quad p \in PL(N) \Rightarrow p^{REF} \subseteq PL(N)$$

$$(ii) \quad p \in PL(N) \Rightarrow We(p) \subseteq PL(N)$$

が成立する。□

(i) は C/E ネット N がある動作を行うならば、その途中までの動作も必ず行うことを示す。また、(ii) は N が並行的な事象の生起を含む動作を行うならば、それらの事象の生起を適当に順序付けた動作 (見かけ上のこと) であり、それらの事象の生起の間には因果関係はなく各事象が並行的に生起することに変わりはない) も行うことを示す。これより、 N の半言語 $PL(N)$ と N のアクティビティ $FP(N)$ の間の関係は

$$PL(N) = We(FP(N)) \quad (1)$$

となり、 N で発生可能な半語全体の集合は N のアクティビティから知ることができる。

また、C/E ネットの半言語とその部分ネットの半言語の間には次の関係が成立する (Hashizume, et al., 1992 a)。

[性質2] $N = (S, T; F; C_{in})$ 、 $N_i = (S_i, T_i; F_i; C_i)$ ($i = 1, \dots, m$) を $N = N_1 \oplus \dots \oplus N_m$ となる C/E ネット

とし、 X を T 上の半言語とする。このとき、

$$X \subseteq PL(N) \iff X|T_i \subseteq PL(N_i), \quad i=1, \dots, m$$

である。□

性質2は、 N が行う動作は N の部分ネットが行う動作を組み合わせたものに限ることを表す。

2. C/E ネット制御問題の定式化

一般に離散事象系の制御は、制御目的を達成するように各状態で次に生起すべき事象の組を決定することによって行われる。したがって、離散事象系の制御問題は、制御対象で本来動作可能な動作のなかから、制御目的に合致する動作のみを行わせるようなコントローラを設計する問題とみることができる。その際、この問題の合理的な解決を図るためには、連続系に対する伝達関数、動的方程式のように制御対象とコントローラの両者を同じモデルで表現することが望ましい。このような立場から、本論文では離散事象系の制御問題を次のようなC/E ネット制御問題として定式化することとした。

[C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$]

T_P を事象の集合とするC/E ネット N_P で表される制御対象と、 T_P 上の半言語 X で表される仕様が与えられたとき、

$$X = FP(N_P \oplus N_C) | T_P \quad (2)$$

となるようなコントローラを表すC/E ネット N_C を求めよ。□

ここで、性質1(i)より、仕様 X は $X = X^{REF}$ を満たす半言語で与えるものとする。この問題は、与えられた制御対象に適切なコントローラを付加して得られる制御系全体の動作において、 T_P に属する事象のみに着目したときの動作、すなわち制御対象のみに着目したときの動作がちょうど仕様として与えられた目標動作に一致するようなコントローラを求めようとするものである。

仕様 X に属する半語のなかに現われる事象の集合を $T_X (\subseteq T_P)$ で表す。このとき、 $T_P - T_X$ に属する事象は、それが制御対象において本来生起可能であるにもかかわらず、仕様のなかでその生起が禁止される事象である。したがって、 $T_X \subset T_P$ は制御対象の一部の機能を使う場合に対応する。

3. C/E ネット制御問題の可解性

3.1 C/E ネットの設計

第2章で定式化したC/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ に解が存在するかどうかは、以前著者らが考察した次のようなC/E ネット設計問題と関連が深い。この節では、C/E ネット設計問題に関してこれまでに得られている主な結果を示す (Hashizume, *et al.*, 1992 b, 1992 c)。

[C/E ネット設計問題 $Q(X)$]

T 上の半言語 X が仕様として与えられたとき、

$$X = FP(N) | T$$

となるC/E ネット N を構成せよ。□

また、問題 $Q(X)$ の特別な場合として、次のような問題を考えることができる。

[補助事象なしC/E ネット設計問題 $Q_T(X)$]

T 上の半言語 X が仕様として与えられたとき、

$$X = FP(N)$$

となるC/E ネット N を構成せよ。□

ただし、いずれの問題においても、 $T = T_X$ とする。

問題 $Q(X)$ は、必要ならば補助事象 (仕様 X に現われない事象) を追加しながらC/E ネットを構成し、構成されたネットのアクティビティからすべての補助事象を無視したときの半言語がちょうど仕様 X に一致するようにしようとするものである。これに対して、問題 $Q_T(X)$ は、仕様 X に現われる事象のみを使ってアクティビティが仕様に等しくなるようなC/E ネットを構成しようとするものである。明らかに問題 $Q_T(X)$ の解は問題 $Q(X)$ の解でもある。しかし、その逆は成立しない。したがって、与えられた仕様 X に対して問題 $Q_T(X)$ に解が存在しなくても、適当な補助事象を使うことによって問題 $Q(X)$ の解を得ることができる場合もある。

問題 $Q(X)$ の可解性を検討するため、著者らはこれまでに、Grabowskiによって導入された半言語の接続、同期、反復の演算をもとに、C/E ネット半言語の一つの形式的な表現法として拡張正規表現なる概念を定義した (Hashizume, *et al.*, 1992 b)。拡張正規表現は形式言語理論における正規表現に同期演算などを追加したものであり、これとC/E ネットの関係はちょうど正規表現と有限オートマトンとの関係に対応する。このとき、問題 $Q(X)$ の可解性は次のようになる。

《問題 $Q(X)$ の可解性》

問題 $Q(X)$ が解をもつための必要十分条件は、仕様 X に対応する拡張正規表現が存在することである。□

また、問題 $Q(X)$ の解は次のようにして求めることができる。

《問題 $Q(X)$ の解法》

- ① 仕様 X に対応する拡張正規表現を求める。 X が拡張正規表現で表現できないならば、問題 $Q(X)$ は解をもたない。
- ② ①で求められた拡張正規表現をいくつかの拡張正規表現が同期をとった形に変換する。
- ③ ②で得られた部分ごとに補助事象を補いながら仕様の一部を満たす部分C/E ネットを求める。

④ ③で求められたすべての部分ネットを合成する。

こうして得られたC/E ネットが問題 $Q(X)$ の解となる。□

ここで、仕様に対応する拡張正規表現を求める操作、それをいくつかの拡張正規表現が同期をとった形に変換する操作、および補助事象を補いながら部分ネットを作る操作は現在のところ発見的に行われており、これらを機械的に行うアルゴリズムの開発はこれからの課題である。なお、仕様 X が半語の有限集合ならば問題 $Q(X)$ は常に解をもつ。

一方、問題 $Q_T(X)$ については、以下のような結果がこれまでに得られている (Hashizume, *et al.*, 1992 c)。任意のC/E ネットはいくつかのアトムを合成したものとみなすことができる。また、(1) より、 $X=FP(N)$ ならば $X \subseteq PL(N)$ である。したがって、性質2より問題 $Q_T(X)$ の解を構成するアトム n は少なくとも

$$X|T_n \subseteq PL(n), \quad T_n: n \text{ の事象の集合で } T_n \subseteq T \quad (3)$$

でなければならない。

適合するアトム アトム n が (3) を満たすとき、 n は X に適合するという。 X に適合するアトム全体の集合を $CA(X, T)$ で表す。■

これをもとに、著者らはこれまでに問題 $Q_T(X)$ について次のことを明らかにした。

《問題 $Q_T(X)$ の可解性》

問題 $Q_T(X)$ が解をもつための必要十分条件は、 $\oplus CA(X, T)$ が問題 $Q_T(X)$ の解であることである。□

問題 $Q_T(X)$ に解が存在しても、それが必ずしも一意に定まるとは限らない。しかし、いずれの解も必ず $CA(X, T)$ に属するアトムを合成したものに限る。したがって、問題 $Q_T(X)$ のすべての解は $CA(X, T)$ を求めることによって得ることができる。 $CA(X, T)$ 、および問題 $Q_T(X)$ のすべての解を効率よく求める手法についてはすでに明らかにされている。

3.2 C/E ネット制御問題の可解性

この節では、第2章で定式化したC/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ が解をもつための条件について考える。性質2より、任意のC/E ネット N' に対して、

$$PL(N_P \oplus N')|T_P \subseteq PL(N_P) \quad (4)$$

が成立する。(4)は、制御対象 N_P の動作のみに着目したとき、 N_P に任意のC/E ネットを合成すると多くの場合発生可能な半語が減少することを表す。したがって、制御対象にコントローラを付加することによって、制御目的に合致しない動作の発生を禁止することができるものと思われる。また、アクティビティの定義より、

$$FP(N_P \oplus N_C)|T_P \subseteq PL(N_P \oplus N_C)|T_P \quad (5)$$

である。したがって、(2)、(4)、(5)より、問題 $P(X, N_P)$ のなかの仕様を表す半言語 X は次の条件 (C) を満たすことが必要であることがわかる。

条件 (C) : $X \subseteq PL(N_P)$

この条件は、仕様として与えられる目標動作はもともと制御対象において動作可能な動作に限られることを表す。例えば、Fig. 1(a)に示した N_P に対して、その動作が $X = p_a^{REF}$ (部品Bが一度だけ処理される)と一致するようなコントローラを作成することは可能である。しかし、組み立て後部品が処理されるような仕様 $X = \{a \rightarrow e \rightarrow b \rightarrow c\}^{REF}$ は条件 (C) を満たさないため、これを実現するコントローラは存在しない。

以上のような考察をもとに、問題 $P(X, N_P)$ の可解性について次の定理が成立する。

[定理1] C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ に対して次の (i)、(ii) が成立する。

(i) 制御対象 N_P に対して仕様 X が条件 (C) を満たすならば、問題 $P(X, N_P)$ に解が存在することと、問題 $Q(X)$ に解が存在することは等価である。

(ii) 制御対象 N_P に対して仕様 X が条件 (C) を満たさないならば、問題 $P(X, N_P)$ に解は存在しない。□

証明：(i) $P(X, N_P)$ が解 N_C をもつとすると、 $X = FP(N_P \oplus N_C)|T_P = FP(N_P \oplus N_C)|T_X$ であるから、 $N_P \oplus N_C$ は $Q(X)$ の1つの解となる。逆に、 $Q(X)$ が解 $\oplus S$ をもつとする (S はアトムの集合： $T_P - T_X$ に含まれる事象は補助事象として使われないものとする)。よって、 $X = FP(\oplus S)|T_X = FP(\oplus S)|T_P$ 。各 $e \in T_P - T_X$ に対して、入力事象をもたないで e のみを出力事象にもつトークンなしのアトムを構成し、それらを S に含めた集合を S' とする。明らかに、 $FP(\oplus S) = FP(\oplus S')$ 。また、 N_P を構成するアトムの集合を S_P とすると、性質2より、 $PL(\oplus(S' \cup S_P)) \subseteq PL(\oplus S')$ 。次に、仕様が条件 (C) を満たすことと性質1(ii)より、 $PL(\oplus S')|T_P = We(X) \subseteq PL(\oplus S_P)$ 。よって、性質2より、 $PL(\oplus S') \subseteq PL(\oplus(S' \cup S_P))$ 。以上より、 $PL(\oplus S') = PL(\oplus(S' \cup S_P))$ であるから、 $FP(\oplus S') = FP(\oplus(S' \cup S_P))$ 。よって、 $N_C = \oplus(S' - S_P)$ とすると、 $X = FP(N_P \oplus N_C)|T_P$ となり、 N_C は $P(X, N_P)$ の1つの解となる。

(ii) 対偶が真であることを証明する。 $P(X, N_P)$ が解 N_C をもつとすると、 $X = FP(N_P \oplus N_C)|T_P$ 。アクティビティの定義より、 $X \subseteq PL(N_P \oplus N_C)|T_P$ 。また、性質2より、 $PL(N_P \oplus N_C)|T_P \subseteq PL(N_P)$ 。よって、 $X \subseteq PL(N_P)$ 。■

定理の証明より、 $T (= T_X)$ 上の半言語 X に対する

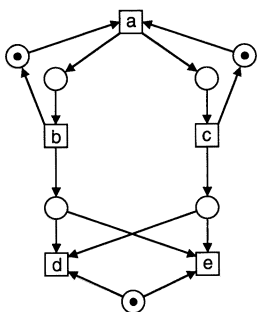


Fig. 2 Controlled plant

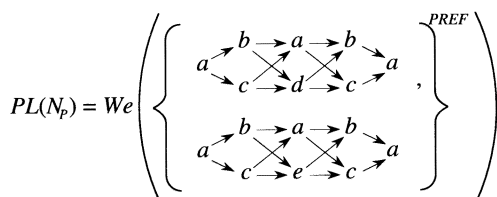


Fig. 3 Behavior of controlled plant

$Q(X)$ が解 N をもつならば、 $T_P(\supset T_X)$ 上の同じ X に対する $Q(X)$ も必ず解をもち、その解を N から構成することができる。この定理は、(2) を満たすような制御系全体を表す C/E ネットが存在するならば、それは N_P を部分ネットにもつ問題 $Q(X)$ (または $Q_T(X)$) の解にほかならないことを表す。

この定理は、(2) を満たすような制御系全体を表す C/E ネットが存在するならば、それは N_P を部分ネットにもつ問題 $Q(X)$ (または $Q_T(X)$) の解にほかならないことを表す。

3.3 C/E ネット制御問題の解法

性質 2, および適合するアトム の定義より、前節の条件 (C) は、 N_P を構成するアトムの集合を S_P とすると、

条件 (C') : $S_P \subseteq CA(X, T_P)$

と同等である。したがって、仕様を表す T_P 上の半言語 X , および制御対象を表す C/E ネット N_P が与えられたとき、C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ は次のようにして解くことができる。

《C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ の解法》

- ① 仕様 X に適合するアトムの集合 $CA(X, T_P)$ を求める。
- ② $S_P \subseteq CA(X, T_P)$ ならば③へ進む。そうでなければ、問題 $P(X, N_P)$ は解をもたない。
- ③ 問題 $Q(X)$ の解を求め、それを $\oplus S$ とする。問題 $Q(X)$ に解が存在しなければ、問題 $P(X, N_P)$ は解をもたない。
- ④ $S \cup S_P$ を合成した C/E ネット $N = \oplus(S \cup S_P)$ に対して、 $N = N_P \oplus N_C$ となるような N_C を求める。こうして得られた N_C がコントローラを表す C/E ネットとなる。□

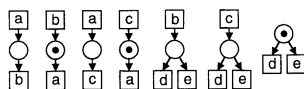
$$X = \left\{ a \rightarrow b \rightarrow c \xrightarrow{a} c \rightarrow b \rightarrow a \right\}^{PREF}$$

$$T_P = \{ a, b, c, d, e \}$$

$$T_X = \{ a, b, c, d \}$$

Fig. 4 Specification

S_P :



$CA(X, T_P)$:

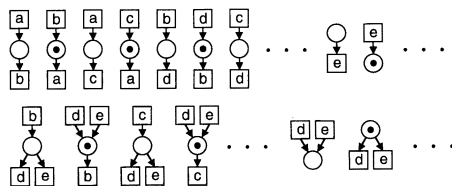


Fig. 5 Component atoms of N_P and atoms compatible with X

問題 $Q(X)$ の解であるネットに X に適合するアトムを合成してもそのアクティビティは変わらない。したがって、④において、 $S_P \subseteq CA(X, T_P)$ に属するアトムを問題 $Q(X)$ の解 $\oplus S$ に合成してもそのネットは問題 $Q(X)$ の解である。④は、制御対象を表す N_P を部分ネットにもつような問題 $Q(X)$ の解を作成しようとするものであり、これによって N_P を含んだ制御系全体のモデルが完成することになる。

3.4 適用例

Fig. 2 に示すような C/E ネット N_P で表される制御対象を考える。 N_P のネット半言語を Fig. 3 に示す。この制御対象においては、事象 a が生じた後、 b と c , a と d , そして b と c がそれぞれ並行的にこの順序で生じ最後に a が生起するという動作と、 a の後、 b と c , a と e , b と c がそれぞれ並行的に生じ最後に a が生起するという動作のいずれかが非決定的に発生する。いま、この制御対象に対して、Fig. 4 に示すような仕様 X で表される動作、すなわち制御対象の事象の集合 $T_P = \{ a, b, c, d, e \}$ のみに着目したとき、 e を生起させることなく、 a, b, c が逐次的に生起した後、 a と d が並行的に生起し、その後 c, b, a が逐次的に生起する動作を行わせるコントローラを考える。このとき、 S_P および $CA(X, T_P)$ は Fig. 5 のようになり ($|S_P|=7$, $|CA(X, T_P)|=40$), $S_P \subseteq CA(X, T_P)$ であることがわかる。したがって、定理 1 (i) より問題 $P(X, N_P)$ の解は問題 $Q(X)$ (または $Q_T(X)$) を解くことによって得ることができ

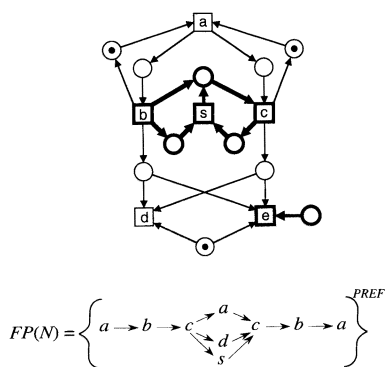


Fig. 6 Solution of $P(X, N_P)$

る。しかし、 $FP(\oplus CA(X, T_P)) \neq X$ となるため、問題 $Q_T(X)$ に解は存在しない。すなわち、 T_P の事象のみを使って仕様を満たすような制御系を構成することはできない。しかし、Fig. 6 のような補助事象 s を付加した C/E ネット N を考えると、 $FP(N) | T_P = X$ となる。ゆえに、この N は問題 $Q(X)$ の一つの解となる。このとき、問題 $P(X, N_P)$ の解であるコントローラ N_c に対応する C/E ネットは Fig. 6 のなかの太線の部分となり、補助事象 s はコントローラで生起する事象となる。

4. C/E ネット制御問題のシーケンス制御系設計への応用

従来のシーケンス制御系の設計においては、制御対象の設計とコントローラの設計を別々に進めることが多かった。これは両者を同時に記述することができるモデルがなかったためであった。ペトリネットはこのための有力な一つのモデル候補として有望視されている。

ペトリネットに基づいてシーケンス制御系の設計を合理的に進めるためには、次のことを実現する方法を開発することが必要であると思われる。

- (1) 目標動作（仕様）を表現する。
- (2) 仕様を満たすペトリネットを作成する。
- (3) 作成されたペトリネットを解析する。
- (4) ペトリネットの要素を実際の設備・機器に対応させる。

これらのうち、(3)、(4)についてはすでに多くの研究がある。本論文では (1)、(2) に第 2 章で定式化した C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ を適用することによって、次のようなシーケンス制御系設計法を提案する。

《シーケンス制御系設計法》

- ① 仕様を表す半言語 X と、制御対象を表す C/E ネット N_P を定める。
- ② C/E ネット制御問題 $P(X, N_P)$ を解き、制御系全体を表す C/E ネット $N = N_P \oplus N_c$ を求める。

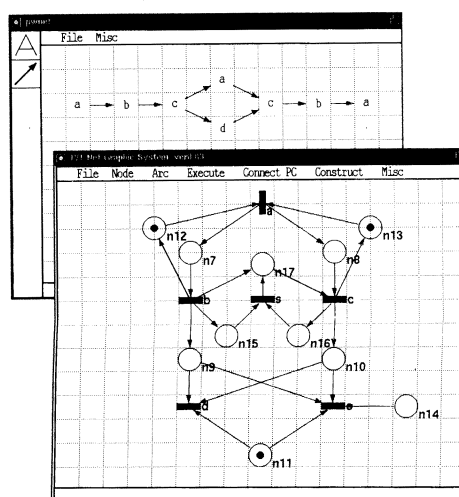


Fig. 7 Input data

- ③ C/E ネット N を解析する。
- ④ ②、③を繰り返しながら、問題 $P(X, N_P)$ の解のなかから好ましいと考えられる C/E ネット N を求める。
- ⑤ コントローラ部分を表す C/E ネット N_c をもとにプログラマブルコントローラ (PC) を作成する。
- ⑥ 制御対象を表す C/E ネット N_P と、⑤で作成されたコントローラとの間で通信を行いながら、制御対象が所期の動作を行うかどうかを確認する。
- ⑦ N_P を実際の設備・機器に対応させることによってシーケンス制御系を実現する。 □

ネット半言語に影響を与えない冗長なアトムが存在は設備・機器・コントローラの接点数の増加を招く。③で解析すべき問題として、このような冗長なアトムの検出 (Hashizume, *et al.*, 1992 a) のほか、デッドロック、競合の検出、インバリアントの算出などが挙げられる。これらのための方法についてはすでに多くの報告がある。

制御対象を表す C/E ネット N_P とコントローラを表す C/E ネット N_c に共通な事象はコントローラの入出力部分を表しており、これらの事象の生起によって制御対象の動作とコントローラの動作との間の同期がとられる。この同期のとり方には二つの場合が考えられる。一つは制御対象側の事象の生起がコントローラ側の事象の生起を促すものであり、制御対象のセンサ出力をコントローラが検知しそれによってコントローラが動作する場合などがこれに相当する。もう一つはコントローラ側の事象の生起が制御対象側の事象の生起を促すものであり、コントローラからの出力信号によって制御対象のバルブが作動する場合などがこれに相当する。⑤のなかの PC の作成にあたっては、これらの補助的情報が必要となる。

Control of Discrete Events Using Condition/Event Net Models

Susumu Hashizume

Department of Production Systems Engineering, Toyohashi University of Technology, Toyohashi 441

Akihiro Kaneshige

Shipping Technology Department, Oshima National College of Maritime Technology, Oshima 742-21

Katsuaki Onogi

Department of Chemical Engineering, Nagoya University, Nagoya 464-01

Yoshiyuki Nishimura

Department of Information and Sciences, Toho University, Funabashi 274

Key Words: Discrete event, Condition/event net, Partial language, Sequential control system, Process system

Chemical batch plants and their sequential control systems are regarded as discrete event systems. There has recently been great interest in the control of these systems. This paper first formulates a control problem for discrete event systems as follows: given the controlled plant modeled by a condition/event net (C/E net) and some specification of the desired behavior described by a partial language, synthesize a controller to realize the specified behavior. It next studies the properties of this C/E net control problem and then presents a method of finding solutions. It also discusses the practical applications of the control problem to the design of sequential control systems.
