プロダクションルール方式によるシーケンス制御の統合的実現法

正員 蔡 以 銅 (神奈川県工業試験所)
 正員 横 井 哲 (株) 椿本チエイン
 正員 関 口 隆 (横浜国立大学)

A Method of Unified Implementation for Sequential Control by Production Rules

Yigang CAI, Member (Industrial Research Institute of Kanagawa Prefecture),

Satoru YOKOI, Member (Tsubakimoto Chain Co.), and

Takashi SEKIGUCHI, Member (Yokohama National University)

SFC (Sequential Function Chart) is a kind of graphic representations, which is included in IEC standards for sequential control systems. It is introduced as a specific form of PC's (Programmable Controller's) programs. For the simplicity of graphic representations and the clarity of relations of sequences, SFC is much superior to Ladder Diagram that has been so far, widely used in sequential control systems. Each element of SFC is meaningful just by the connections and SFC is strong in the representation of a flow of control sequence. However, SFC has a weak point that it is difficult to describe logic by conditions in detail like interlock relations and to represent interrupt processing. But production rules are obviously suitable for representing logic by conditions and also for interrupting process.

In this paper, we propose a method to translate SFC into production rules, and to implement SFC by production rules using RTPS (Real Time Production System) in which PSL (Production System Language) is used to describe production rules. SFC has three description elements: step representing states in systems, transition representing transition conditions of systems, and link representing the connections between step and transition. We classify the flows of SFC to three types: single sequence, selective sequence and parallel sequence, and, show that each sequence can be described by pairs of transition-step. Concerning a pair of transition-step, a rule for translating the pair of transition-step into production rules is presented. These production rules will be represented by PSL. Finally, we show an example that is implemented by an RTPS.

キーワード：シーケンス制御システム，SFC，プロダクションルール，プロダクションシステム

1. はじめに

シーケンス制御システムの記述法としてSFC (Sequential Function Chart) が広く認知されるようになり⁽¹⁾⁻⁽⁶⁾，PC (Programmable Controller) の記述言語としても多くのPC機器製造者により採用されている。ラダーダイアグラム（以下ラダーと略す）にない流れ図の表現のわかりやすさや順序関係の明瞭さが評価され，ラダーの次世代の記述言語として期待されている。しかし，SFCは条件論理やインタロックが表現しにくいので⁽¹⁾，順序制御以外の制御記述の表現が困難である。

現在のSFCの処理機能をもつPCは，一般にラダーの処理もできるため，非順序制御部分はラダーなど他の形式の言語を用いて記述される。しかし，シーケンス制御のほとんどの場合において，異常処理などを含む非順序制御部分のプログラムの量は順序制御の部分よりもむしろ多い。した

がって，現状ではSFCのみによる記述は不可能である。

これらの問題点に対して，プロダクションルールはちょうどSFCと正反対の性格をもつ表現形式であり，制御順序は陽に表わせないが，知識はルール単位でまとめられ，運転モード切り替えや割込処理など非順序制御が簡単にできる。論理表現の立場からみれば，プロダクションルールはラダーと同様な表現形式ではあるが，自然言語により近いので，ラダーよりわかりやすい。

一方，SFCのほかにもさまざまな表現形式や言語が提案されている。例えば，同じベトリネットの流れをくむものとしてマークフローグラフ⁽⁷⁾，C-net⁽⁸⁾とK-NET⁽⁹⁾がある。また，機械の動作仕様が簡明に表現できる動作線図⁽¹⁰⁾やシーケンス制御の総合支援システムとしてのAPS⁽¹¹⁾などもある。さらに，ルール型制御のソフトウェアシステムSCD⁽¹²⁾やハードウェアシステムRTPS⁽¹³⁾などが実用化されている。このほかに人工知能によるプログラムの自動生成⁽¹⁴⁾や統合

化システムの構築⁽¹⁵⁾などの研究開発も行われている。

筆者らは、SFCを基本にした表現形式の一つとしてすでに T-SFC (Total-SFC) を提案してきた^{(16),(17)}。T-SFCはSFC部 (通常のSFC)、SFCを補助するRFC (Random Function Chart) 部およびインタロックマクロ一覧表より構成される。RFCはSFCの表現しにくい常時監視などの条件を記述するためのものであり、インタロックマクロ一覧表はインタロック条件を表わすものである。

本論文では、SFCの記述形式をプロダクションルールに置き換え、非順序制御部分もプロダクションルールで記述することによって、一つの言語体系によるシーケンス制御の統合的実現法を提案する。順序制御の記述自体はSFCが用いられるので、SFCの良さがそのまま継承される。非順序制御は論理によって表現されるので、もともとルール表現そのものである。SFCの流れはすでに単一シーケンス、選択シーケンスおよび並行シーケンスに分類されているので⁽¹⁾、本論文では、それぞれがトランジションステップの組によって表現できることを示し、このトランジションステップ組の表現をルールに変換する規則を定義する。さらに、SFCにおけるインタロックに関する時間条件を整理し、変換されたルールがこの時間条件を満たしていることを示す。最後に、プロダクションルールを記述する言語 PSL (Production System Language) によって記述されたプログラムを、PCと連結できるプロダクションシステム RTPS (Real Time Production System) 上で実行するシステムを構成しその結果について考察する。

2. SFC

<2・1> SFCの記述要素 SFCの記述要素は図1のようにステップ、トランジションおよびステップとトランジションを連結するリンクの3種類がある。SFCでシーケンス制御システムを記述する場合、ステップをシステムのとり得る状態、トランジションを状態遷移に必要な条件、リンクをステップとトランジション間の連結と意味付けすることができる。

図1 SFC
Fig.1. SFC

シーケンス制御システムは、ある状態で制御を行うが、このことは通常ステップの横につけられるアクションブロックによって表現される。IEC規格やJIS規格のSFCにはアクションブロックが使用されている⁽⁴⁾。しかし、アクションブロックはPCの種類によって記述の仕方が異なるし、他の記述形式への変換も行いにくい。アクションブロックは、SFCの制御流れと比べると不確定要素が多い。市販の多くのPCは、アクションがラダー形式によって記述されている。ここでは、1ステップを1アクションとし、ステップにはアクションブロックをつけない。したがって、アクションブロックにおけるアクションが全部SFCの中に陽に書かれることになり、アクションブロックがSFCから外され、表現は形式上単純になる。

<2・2> 3種類の基本流れ SFCの流れは基本的に3種類ある⁽¹⁾。これらを図2に示す。SFCの誤り⁽⁴⁾を除けば、どんな複雑なSFCもこの3種類のシーケンスの組み合わせと見てよい。

図2 SFCの3種類のシーケンス
Fig.2. 3 types of sequences in SFC

(a) 単一シーケンス 単一シーケンスは、図2(a)が示すように分岐や合流を含まない単純な処理を表わすものであり、ステップとトランジションが交互に連なる。SFCは順序処理を表わす図的表現であるので、全体を細分化すれば、この単一シーケンスの組み合わせとみることでもできる。

(b) 選択シーケンス 選択シーケンスは、いくつかのシーケンスの中からどれか一つを選択して実行するものであり、図2(b)のように選択分岐と選択合流に分けられる。選択分岐のところでトランジションが同時に発火できるものが複数ある場合は、一般にトランジションの発火順序に優先順位がつけられる。

(c) 並行シーケンス 並行シーケンスは、複数のシーケンスを同時に動かすものであり、図2(c)のように同時分岐と同時合流に分けられる。

<2・3> 非順序制御 非順序制御は一般に条件論理とインタロックがあり、規格のSFCはこれらについて明確に

定めていない。例えば、順序制御の途中での運転モードの切り替えや異常処理などによる他の制御への移行は条件論理によって行われ、SFCでは表現できない。また、常時監視を必要とする運転条件が表現できないので、SFCのトランジションやステップに直接記述されないインタロックの表現が困難である。このため、条件論理やインタロックをSFCのすべてのトランジションまたはステップにつけ加えることが提唱されている⁽⁴⁾。現実にはSFCの図的表現の良さが損なわれるので、SFCと別の場所、いわゆる共通ラダーというところで記述するのがもっとも一般的である。

3. プロダクションルールへの変換の準備

<3・1> トランジションステップ表現 SFCはトランジションとステップの集合と捉えられる。SFCの知識を図3のようなトランジションステップの組の組み合わせと考える^{(17),(18)}。

図3 トランジションステップ表現
Fig.3. Representation of transition-step

図4 分岐と合流のトランジションステップ表現
Fig.4. Representations of transition-step about the branching and joining points

もちろん、SFCをステップトランジションの集合とみることもできるが、シーケンス制御システムは事象駆動形

の離散システムであるので、前ステップと外部からの入力信号などの条件によってSFCのステップ遷移が行われ、次のステップが活性となる。トランジションはステップの遷移条件として表われ、トランジションの成立でステップが活性になることにより、トランジションステップ表現が適していると考えられる。さらにSFCのPC走査(スキャン)処理を考察した結果によれば、トランジションステップ表現がPC処理の基本になっていることもわかる⁽¹⁷⁾。

初期ステップは特別な処理を要するが、基本的には空にして何の処理もしないものとする。単一シーケンスはそのままトランジションステップ表現に置き換えられる。選択シーケンスおよび並行シーケンスは、分岐と合流のところについて図4のようにそれぞれを変換すれば、他は単一シーケンスと同様になる。

(a) 選択分岐 それぞれが異なるトランジションステップの組に分けられる。シーケンスの実行においては、どれか一つのトランジションが発火されると、その組だけが実行される。

(b) 選択合流 同一のステップをもつ複数のトランジションステップの組に置き換えられる。どのトランジションが発火されても同じステップに入る。

(c) 同時分岐 同一のトランジションをもつ複数のトランジションステップの組に置き換えられる。一つのトランジションの発火によって複数のステップが同時に成立する。

(d) 同時合流 遷移条件は上のステップがすべて成立していなければならないが、表現自体は一つのトランジションステップの組となる。

<3・2> インタロックの時間条件 インタロックは共通のものや個別のものに分けて考える。個別インタロックはさらにトランジションインタロックとステップインタロックに分ける(図3参照)。トランジションインタロックはそのトランジションの発火条件として用いられ、次のステップへの遷移が終われば、インタロックの条件はその時点でシステムの挙動に影響を与えなくなる。すなわち、次のステップの状態を成立させるために必要で一時的なものである。ステップインタロックはステップの状態を維持するために必要で常時的なものであり、次のステップに遷移するまで、システムの挙動に影響を与え続ける。

シーケンス制御におけるインタロックはある時間条件をもち、SFCのステップの歩進はその時間条件のもとで行われる。この時間条件は次のように整理できる。

- ① 通常：ステップインタロックが成立している間にT00nが成立すれば、S00nに進む。
- ② 時間差：T00nが成立した後にステップインタロックが成立したとき、S00nに進む。
- ③ 非常停止：S00nが成立中にステップインタロックを外すと、S00nは非活性になる。
- ④ 安全：S00nが成立中にステップインタロックを外

し次の $T00n+1$ が成立しても、 $S00n+1$ には進まない。

- ⑤再起動：非常停止後に再びステップインタロックが成立すると、 $S00n$ は活性になる。

SFCをルール表現に変換するとき、以上の5つのインタロックの時間条件も満たされる必要がある。

4. SFCからプロダクションルールへの変換

<4.1> PSL プロダクションルールは次のIF-THEN形式で知られ、その集合をルールベースという⁽¹⁹⁾。

IF 条件/前件部 THEN 結論/後件部 ……(1)

ここで、IF-THENを記述するプログラミング言語としてPSLを使用する⁽²⁰⁾。PSLのプログラムは、スタートアップ文、クラス宣言文およびプロダクション文より構成される。スタートアップ文は、プログラムロード時に実行するモニタコマンドを記述し、プログラムの初期設定や実行を行うものである。クラス宣言文は、ルールのクラス、数およびデータタイプを定義するものである。プロダクション文は、PSLのプロダクションルールを実際に記述するもので、ルール名、前件部および後件部より構成される。(1)式のIF-THENルールはPSLのプロダクション文で次のような形で表現される。

(p ルール名 前件部 $\rightarrow$ 後件部) ……(2)

(2)式のルール名、前件部および後件部は使用者によって定義される。

<4.2> RTPS RTPSはPSLにより記述されたプログラムを実行するハードウェアであり^{(13),(20)}、図5に示すプロダクションルール、作業記憶領域および推論機構より構成される。推論機構はさらにルールの照合、競合解消および実行の三つの主な機能をもつ。

図5 RTPS
Fig.5. RTPS

RTPSはインターフェースポートとの接続により、PC98シリーズのパソコンと接続でき、パソコン環境でのプログラムの作成やデバッグやモニタが可能である。RTPSはトランスピュータ(Inmos社製の32bitCPU)を搭載し、高速な推論が可能である。RTPSはインタフェースユニットを

通してPC(例えば、(株)安川電機製)と接続可能である。このため、RTPSより直接PCのI/Oへの入出力ができ、PCの代わりに制御装置としての機能をもつ。

<4.3> 変換規則 図3のトランジションステップ表現において、次の記号を導入する。

$T00n$: トランジション名

$S00n$: ステップ名

$F00n$: $T00n$ の発火条件

$A00n$: $S00n$ のアクション

$X00n$: $T00n$ のトランジションインタロック

$Y00n$: $S00n$ のステップインタロック

<3.1>ですでに述べたようにSFCはトランジションステップの組によって表わされる。このトランジションステップ表現がルールに変換できれば、SFCは自ずとルール形式に変換される。

【定義 変換規則】 前述の記号によって表わされる図3のトランジションステップ表現を次のT、S、NとRルールに変換する。

T: IF $T00n \wedge S00n-1 \wedge F00n \wedge X00n \wedge Y00n$

THEN $\neg T00n \wedge \neg S00n-1 \wedge \neg X00n \wedge S00n$

S: IF $S00n \wedge Y00n$

THEN $A00n \wedge T00n+1$

N: IF $S00n \wedge \neg Y00n \wedge A00n \wedge T00n+1$

THEN $\neg S00n \wedge \neg A00n \wedge \neg T00n+1 \wedge R00n$

R: IF $R00n \wedge Y00n$

THEN $\neg R00n \wedge S00n$

ただし、 $\wedge$ はAND、 $\neg$ はNOTを表わす。 $R00n$ はルールNが実行されたことを記憶するための条件である。 $S00n$ のステップインタロック $Y00n$ がない場合、ルールNおよびRは必要なくなる。

<4.4> 各シーケンスのルール表現 単一シーケンスは変換規則によってそのままルール形式の表現となる。選択シーケンスについては、選択分岐と選択合流は図4(a)と(b)のように置き換えたトランジションステップ表現について変換すればよい。

並行シーケンスについての変換は多少注意を必要とする。まず図4(c)の同時分岐は一つのTルールによって変換され、Tの後件部の $S00n$ が $s1$ と $s2$ になり、並行シーケンスの数だけの次ステップ名がここに入る。S、NとRルールはそれぞれのトランジションステップ表現について変換を行う。図4(d)の同時合流は一つのトランジションステップ表現のままで変換規則によって変換されるが、Tルールの前件部にだけ、並行シーケンスの数だけの $t1$ の前ステップ名を入れる必要がある(<5.3>の変換例参照)。

<4.5> インタロックの時間条件の確認 インタロックの時間条件については次のように確認できる。

ルールTより、

① 通 常：Y00nが成立している間にT00nが成立すれば、S00nに進む。

② 時 間 差：T00nが成立した後にY00nが成立すれば、S00nに進む。

が確認される。プロダクションルールの前件部の各条件の成立には時間の差による違いがないので、①と②は同意味で実現される。ルールSはステップのアクションを実行し次のステップへの歩進をさせるためのものである。さらにルールNより、

③ 非常停止：S00nが成立中にY00nを外すと、T00n+1に進まず、S00nが否定され、出力がなくなる。

④ 安 全：S00nが成立中にY00nを外して次のT00n+1が成立しても、T00n+1が否定され、S00n+1には進まない。

が確認できる。ルールNがいったん実行されると条件R00nが記憶され、ルールRが初めて実行可能となり、このルールにより、次が確認できる。

⑤ 再 起 動：R00n後に再びY00nが成立すれば、S00nが成立し、再起動される。

ルールTはシーケンスの歩進を担当し、ルールS、NとRはステップにおけるアクションを出力するための自己保持に相当する。ルールS、NとRはシーケンス制御の自己保持という重要な役割をもっており、順序を決めるだけのものではない。これは今までのSFCの歩進に一般に認識されていなかったことであり、本記述によってその性質がはっきりと表わされ、さらに変換されたルールの実行によって保証される。

<4・6> SFCからPSLへの変換 記述例として変換規則によるPSLの記述を次のように形式的に示す。

```
(p T00n
  &e(subtask ^name T00n)
  &e1(active_state ^name S00n-1)
  &e2(input ^name F00n)
  &e3(input ^name X00n)
  &e4(input ^name Y00n)
--> (remove &e &e1 &e3)
      (make active_state ^name S00n))

(p S00n
  (active_state ^name S00n)
  (input ^name Y00n)
--> (A00n)
      (make subtask ^name T00n+1))

(p N00n
  &e(active_state ^name S00n)
  - (input ^name Y00n)
  (A00n)
  &e1(subtask ^name T00n+1)
--> (remove &e &e1)
      - (A00n)
```

(make restart ^name R00n))

```
(p R00n
  &e(restart ^name R00n)
  (input ^name Y00n)
--> (remove &e)
      (make active_state ^name S00n))
```

ここで、&eは作業記憶領域上の要素を指し、make、modify、removeはそれぞれ要素の作成、変更、削除のための関数である。ルール名は一部の要素名と同じものが使用されているが、便宜的なものであり、混乱は生じない。アクションを表わすA00nだけが制御内容が決ってからでないと具体的に記述できないものなので、ここでは単に(A00n)と、またその否定を-(A00n)と記しておいた。

5. 実行例とその効果

<5・1> コンベアの簡単な例 図6はある単純なコンベアの例の略図およびその操作盤である^{(17),(18)}。

図6 コンベアの例
Fig.6. An example about a conveyor

運転モード切換スイッチSW1によって自動、手動および寸動のいずれかの運転モードが選択される。自動運転PB0を押すと、リミットスイッチLS2がONの状態ではコンベアが前進(M1F)する。コンベア上のトリガーがLS2の位置からLS1の位置まで移動しLS1がONとなる。LS1がONするとコンベアが5秒停止し、それから逆転して、後退(M1B)する。トリガーがLS2の位置まで戻るとコンベアが停止する。次に停止後5秒たつと上の動作を繰り返す。異常が起きた場合は、非常停止押ボタンEP1を押し、非常停止表示ランプRL-1を点灯させる。非常停止リセットボタンERP1を押してから、手動操作でコンベアを定位置(LS2がON状態)まで戻す。故障が起きたときもRP1などにより同様に処理する。

<5・2> SFCの表現 この例の自動運転モードの一部のSFC部の表現を図7に示す。非順序制御の全表現は文献(17)、一部の変換例は<5・4>に記述されている。

<5・3> SFC部のPSLへの変換 ここで、自動運転モードのSFCからPSLに変換したいいくつかのルールを示す。

S000は初期ステップであるが、特に処理を要しない。PCが起動されたら自動的に活性になるものである。次に示すのはT001-S001を変換したルールである。

図7 自動運転モードのSFC
Fig.7. The SFC of auto mode for Fig.6.

```
(p T001
  &e(subtask ^name T001)
  &e1(active_state ^name S000)
  &e2(input ^name SW1auto)
--> (remove &e &e1 &e2)
      (make active_state ^name S001)
      (make input_old ^name SW1auto))
```

```
(p S001
  (active_state ^name S001)
--> (write "自動運転\n")
      (make subtask ^name T002))
```

次に並行シーケンスのルール例を示す。T002-S002とT002-S006は並行シーケンスの同時分岐である。

```
(p T002
  &e(subtask ^name T002)
  &e1(active_state ^name S001)
  &e2(input ^name PB0on)
  &e3(input ^name LS2on)
  &e4(memory_out ^name M1Boff)
--> (remove &e &e1 &e3)
      (make active_state ^name S002)
      (make active_state ^name S006))
```

```
(p S002
  (active_state ^name S002)
  (memory_out ^name M1Boff)
--> (make output ^name M1Fon)
      (make subtask ^name T003))
```

```
(p N002
```

```
  &e(active_state ^name S002)
  - (memory_out ^name M1Boff)
  &e1(output ^name M1Fon)
  &e2(subtask ^name T003)
--> (remove &e &e1 &e2)
      (make restart ^name R002))
(p R002
  &e(restart ^name R002)
  (memory_out ^name M1Boff)
--> (remove &e)
      (make active_state ^name S002))
(p S006
  (active_state ^name S006)
--> (make output ^name GL1on))
```

T002-S002とT002-S006のTルールがT002の一つになっている。次はこの同時分岐に対応する同時合流のルール例である。

```
(p T003
  &e(subtask ^name T003)
  &e1(active_state ^name S002)
  &e2(active_state ^name S006)
  &e3(input ^name LS1on)
--> (remove &e &e1 &e2 &e3)
      (make active_state ^name S007)
      (make active_state ^name S003))
  &e1と&e2はS002およびS006の同時成立を必要とする。
```

<5・4> 非順序制御のPSLへの変換例 非順序制御は一般にルール形式の知識であるが、筆者らはT-SFCで表現することを提唱している。T-SFC表現では、非順序制御をRFCとインタロックマクロ一覧表で表わす。RFCは共通インタロック、故障処理、モード切り替えおよび運転/停止処理などの表より記述される⁽¹⁷⁾。ここで、自動運転モード時の故障発生に関するRFCの一部とインタロックマクロ一覧表を表1に示す。表1から故障発生時の①非常停止の処理について次のルールが得られる。

```
(p 非常停止 1
  (input ^name EP1on)
  &e(active_state ^name &n)
--> (remove &e)
      (remove subtask)
      (make memory ^name &n))
```

```
(p 非常停止 2
  &e(input ^name EP1on)
  - (active_state ^name &n)
--> (remove &e)
      (make output ^name RL1on)
      (make output ^name M1Foff)
      (make output ^name M1Boff)
      (make output ^name GL1off))
```

表1 RFCおよびインタロックマクロ一覧表

Table 1. RFC and Interlock table

共通インタロックによる動作					
インタロック	運転モード	動作するアクチュエータ			動作
		種類	信号名	用途	
故障発生	自動	モータ	M1	コンベア起動用	即停止
		ランプ	GL1	コンベア起動中ランプ	消灯
	手動	モータ	M1	コンベア起動用	即停止
		寸動	M1	コンベア起動用	即停止

故障(故障発生／故障診断／安全保証)								
運転中のモード	動作	表示	再起動モード	復旧後操作		表示	再起動動作	
				リセット	再起動			
自動	即停止	RL1点灯 OR RL2点灯	自動	ERP1 OR RP1	PB1ON	RL1消灯 OR RL2消灯	再自動	
			手動	ERP1 OR RP1	PB1ON		再手動	
			寸動	ERP1 OR RP1	PB1ON		再寸動	

マクロ名称	内 容	ON/OFF
故障発生	① 非常停止	OFF
	② 過負荷	OFF
故障診断	① LS1*LS2	ON
安全保証	① M1F*M1B	OFF
自動運転	① 起動PB0	ON(記憶)
	② 停止PB2	OFF

プロダクション文「非常停止1」はRTPS内部処理を行うものであり、故障発生時の動作が即停止に対応する。これによってSFCの実行が停止し、止まったステップの番号が記憶される。「非常停止2」は外部への出力であり、すべて表1の記述によって処理される。この二つのルールがいつも非常停止押しボタンEP1を監視しており、EP1が押されたら直ちに発火して非常停止処理に入り、SFCの実行を中止させる。規格のSFCでは、この二つのルールに相当する内容をSFCのすべてのステップに記述する必要があるといへん複雑になる。

RFCとインタロックマクロ一覧表は表の形となっているが、基本的にはルール表現そのものである。運転モード切り替え等も前述非常停止処理の例と同様に、ルールによって簡単に記述できる。

<5・5> RTPSによる効果 前述のように図6のコンベアのSFCをすべてPSLの記述に変換したものをRTPS上で実行し、PC上でのSFCの実行結果と同様な挙動が得られた。これによって、プロダクションシステムによるSFCの表現および実現が確認された。RTPSはPCに依存せずに直接I/O装置へのアクセスができる。つまり、PCの代わりにRTPSがシーケンス制御の制御装置として用い得る。さらに、本研究によって次のいくつかの効果が確認され、プ

ロダクションシステムの長所として評価できる。

まずは、制御プログラムにプロダクションルールという一貫した記述形式が用いられたことである。ラダーによって一貫した記述でシーケンス制御のプログラムが作成できるが、SFCだけではそれができなかった。たいていのPCは、アクションやインタロックをラダーによって記述する方式を採用している。ラダーはわかりにくい、ルール形式はわかりやすい。しかも、アクションやインタロックはSFCの制御流れと一緒にルール形式に変換されるので、ラダーを意識せずに容易にプログラムの作成ができる。順序制御の部分はそのままSFCによって記述し、変換規則によって機械的にルールに変換するので、プログラム制作者は変換されたプロダクションルールを気にする必要はない。

次には、インタロックの時間条件が本論文で定義した変換規則によって完全に保証された点である。インタロックはシーケンス制御システムにおける重要な要素の一つであるが、SFCの中ではその表現方法が明示されていない。このため、現有のPCで制御を確実に実行するためには、ラダーなどでPC使用者各自が記述しなければならない。その形式は決っていないので、特にインタロックに関する「安全」という時間条件が保証されているかどうかは各PC使用者のデバッグに委ねられる。この時間条件はシーケンス制御にかかわる専門家がまとめられたもので、シーケンス制御の専門的知識の一つでもある⁽¹⁷⁾。

最後には、シーケンス制御のよりわかりやすい記述が可能となったことである。シーケンス制御のプログラムがルールによって記述することができれば、さらに自然言語に近い形態の言語によって記述も可能となり、制御プログラムの自動設計や、設計から制御プログラムへの一貫したプログラミング方法なども考えられる。しかも、故障診断や割込処理などSFCで表現しにくい、本来IF-THENルールで表現しやすい知識も簡単に制御装置に取り入れられるようになった。

6. おわりに

本論文では、一つの試みとして、SFCの記述をプロダクションルールの記述に変換する方法を提案し、さらに実行例によって、PSLで記述したプログラムをプロダクションシステムRTPS上で実行し、その動作を確認した。そして、変換のためのインタロックの時間条件をまとめ、変換規則はこれらを保存してルールに変換することも示した。最後に、本手法によって得られた効果を述べた。しかし、制御装置としてRTPSを使う場合には処理速度が問題となる。特に、照合するルール数が多いとその処理速度が遅くなる傾向がある。RTPSを並列して対応することも考えられるが⁽²¹⁾、今の段階では安価なPCに勝るものはない。しかしルールの形からは知識の抽出や抽象化がやりやすくなるため、知識の蓄積や学習手法の導入が可能となる。これらを今後の課題としたい。

(平成5年9月24日受付)

文 献

- (1) 関口など：「シーケンス制御工学」，電気学会(1988)
- (2) AFCET: *LE GRAFCET*, ADEPA (1977)
- (3) 戸塚：「グラフセ (GRAFCET) の概要と応用」，オートメーション，29-5, pp.43-50 (1984)
- (4) IEC 65A (Secretariat) 67: *Draft-Programmable Controller Part 3: Programming Languages*, IEC (1987)
- (5) 関口：「シーケンス制御システムの表現法」，オートメーション，32-7, pp.9-14, 日刊工業新聞社 (1987)
- (6) 笹嶋：「PCプログラミング言語とSFC」，オートメーション，32-7, pp.15-23, 日刊工業新聞社 (1987)
- (7) 長谷川：「マークフローグラフ (MFG) によるシーケンス制御の表現」，オートメーション，29-5, pp.32-41 (1984)
- (8) 薦田、村田、松本：「ベトリネット拡張の高フレキシブルFA用言語C-net」，オートメーション，29-5, pp.51-56 (1984)
- (9) Y.Nagao, et al: *Petri net based programming system for FMS*, Proc. IEEE Annual Conference on Industrial Electronics (IECON'90), pp.456-461 (1990)
- (10) 中尾：「機械の動作仕様を簡明に表現する「動作線図」」，オートメーション，29-5, pp.63-70 (1984)
- (11) 保谷：「シーケンス制御統合支援システム(APSシステム)」，オートメーション，29-5, pp.71-75 (1984)
- (12) 田代など：「ルール型制御ソフトウェアシステムSCDの開発」，情報処理学会論文集，27-5, pp.552-561 (1986)
- (13) 川辺、西村：「AIコントローラーRTPSとその応用」，安川電機，54-207, pp.237-242 (1991)
- (14) 中山など：「シーケンス制御ソフトウェア自動生成システムーモデルに基づく設計パラダイムー」，人工知能学会研究会資料，SIG-KBS-9003-8, pp.71-79 (1990)
- (15) 神河など：「三菱統合一元化SEシステム」，三菱電機技報，66-4, pp.87-92 (1992)
- (16) 横井：「マテリアルハンドリング自動制御システムTAMCOS」，TSUBAKI TECHNICAL REVIEW, 2-1, pp.21-28 (1992)
- (17) 横井、蔡、関口：「T-SFC-FAシステムの一つの記述法ーマテハン制御を中心としてー」，電気学会研究会資料，産業電力電気応用研究会，IEA-93-1, pp.1-12 (1993)
- (18) 蔡、関口、横井：「プロダクションルールによるSFCの実現法」，電気学会研究会資料，産業電力電気応用研究会，IEA-93-2, pp.13-22 (1993)
- (19) 上野：「知識工学入門」，オーム社 (1985)
- (20) 「RTPSマニュアル」，(株)安川電機製作所
- (21) 川辺：「並列プロダクションシステム」，第5回人工知能学会全国大会論文予稿集，10-1, pp.429-432 (1991)

蔡 以 鋼 (正員) 昭和35年3月29日生。59年3月山梨大学工学部計算機科学科卒業。平成3年3月横浜国立大学大学院工学研究科電子情報工学専攻博士後期課程修了。同年4月同大学工学部助手。平成6年4月神奈川県工業試験所技師，現在に至る。工学博士。知識工学、シーケンス制御工学およびベトリネット理論などの研究に従事。計測自動制御学会会員。

横 井 哲 (正員) 昭和11年12月17日生。35年3月名古屋工業大学工学部機械工学科卒業。同年4月(株)椿本チエイン入社。現在，同社マテハン事業本部技術推進担当次長。主として，マテリアルハンドリングシステム、新システム開発に従事。日本機械学会会員。

関 口 隆 (正員) 昭和10年6月11日生。34年横浜国立大学工学部電気工学科卒業。同年安川電機(株)入社，制御装置の設計に従事。36年横浜国立大学工学部助手。講師、助教授を経て，現在，電子情報工学科教授。工学博士。FA、CIMシステムの研究に従事。計測自動制御学会、システム制御情報学会、日本ファジィ学会およびIEEEの会員。