

시간논리 구조와 Colored Resource-Oriented Petri Net을 이용한 FMS's의 감시제어

김정철\*, 김진권, 황형수  
 원광대학교 공과대학 제어계측공학과

Supervisory Control of FMS's Using Colored Resource-Oriented Petri Net and Temporal Logic Frameworks

Jung-Chul Kim, Jin-Kwon Kim, Hyung-Soo Hwang  
 Dept. of Control & Instrumentation Engineering, Wonkwang Univ.

**Abstract** - In this paper, we proposed the representation method of specification and the control rules fork FMS by TPL. To increase productivity and resource utilization, it is desirable to have more active jobs in the system, but the more active jobs there are, the more easily deadlock occur. Therefore, it is very important that the real-time deadlock control to disable deadlock. In this paper, we performed the system modeling by the CROPN(Colored Resource -Oriented Petri Net) and the necessary -sufficient condition check to disable deadlock. We proposed the supervisory control system that can be the real-time monitoring for deadlock free through a necessary-sufficient condition by CROPN modelling, and designed the logic controller of the extended process using TPL.

1. 서 론

이산사건 동적 시스템의 한 분야인 유연성 생산 시스템 (Flexibility Manufacturing Systems : FMS's)은 동시에 여러 가지 제품들을 처리하는 특징을 가진 시스템이다. 각 제품들은 각각의 제품 형태의 작업과정에 따라 정해진 순서를 가지고 machine들을 통해서 생산되며, 제품들은 작업 과정을 거치면서 이동을 하는 동안 machine, robot, 도구, 부품 등의 유한 자원을 경합하게 된다. 유한 자원 경합은 deadlock 발생의 원인이 된다.

FMS's를 효과적으로 동작시켜 생산성을 증가시키기 위해서는 공정의 유한 자원들을 효과적으로 할당하는 실시간 자원 할당 정책이 요구된다. 종종, FMS's의 제어와 실시간 scheduling은 전체적인 시스템의 성능을 고려하지 않고 특정한 부분의 성능을 최적화하도록 경험적으로 구현되어져서 전체적인 시스템의 deadlock 발생의 원인이 된다. 또한 자원의 이용성 및 생산성 증가와 deadlock 발생은 서로 상반된 관계를 갖고 있다. 따라서, 이산사건 시스템 및 FMS's에서 deadlock이 발생하지 않도록 실시간 deadlock 제어는 매우 중요하다.

2. TPL과 CROPN에 의한 감시제어

2.1 Colored PN

Colored PN(CPN)은 Regular PN의 확장이며, 플레이스와 트랜지션에 관련된 색의 집합이 존재하고 트랜지션은 각각의 색에 관련되어 발화된다.  $C(p)$ 와  $C(t)$ 는 각각 플레이스와 트랜지션과 관련된 색의 집합을 표기하며,  $| \bullet |$ 는 집합의 독립변수 수를 표기한다.[1]

$$C(p_i) = \{ a_{i1}, a_{i2}, \dots, a_{iz} \}, Z_i = |C(p_i)|$$

$$C(t_j) = \{ b_{j1}, b_{j2}, \dots, b_{wj} \}, W_j = |C(t_j)|$$

입력 함수와 출력 함수는 각각  $I(p, t) : C(p) \times C(t) \rightarrow N$ 과  $O(p, t) : C(p) \times C(t) \rightarrow N$ 으로 정의되며, CPN의 마킹은  $M(p) : C(p) \rightarrow N$ 이다.

$I(p_i, t_j)(a_{ih}, b_{jk})$ 와  $O(p_i, t_j)(a_{ih}, b_{jk})$ 는  $(a_{ih}, b_{jk})$ 와 관련된 아크  $(p_i, t_j)$ 과  $(t_j, p_i)$ 의 가중치를 표시한다. CPN의 트랜지션  $t_j \in T$ 는 마킹 M에서 다음을 만족하면 color  $b_{jk}$ 에 관계되어 활성화된다.

$$\text{어떤 } p_i \in P, a_{ih} \in C(p_i) \text{에서 } M(p_i)(a_{ih}) \geq I(p_i, t_j)(a_{ih}, b_{jk})$$

이다

Color  $b_{jk}$ 와 관련된 트랜지션  $t_j$ 의 발화에 의해 마킹 M으로부터 도달된 마킹 M'은  $M'(p_i)(a_{ih}) = M(p_i)(a_{ih}) + O(p_i, t_j)(a_{ih}, b_{jk}) - I(p_i, t_j)(a_{ih}, b_{jk})$ 이다.

$p \in P$ 인 p에 대하여  $K(p)$ 는 플레이스 p의 용량을 표기하며, 이는 플레이스 p가 어떤 시간에서도 유지할 수 있는 토큰의 최대 수 있다.

2.2 Resource-Oriented Petri Net(ROPN)

생산공정 시스템의 concurrent 공정들은 production-process-oriented PN's에 의해 모델되지만, 이러한 모델은 자원들의 공유를 강하게 모델할 수 없으며, 자원을 분배하는 것조차 자유로운 결정이어서 자원을 분배하는 것을 제어해야 하는 deadlock 제어에 좋지 않다. 따라서 자원들의 동시 경합의 특성을 묘사하기 위해, production-process-oriented 모델 대신에 resource-oriented 모델을 사용한다. 이러한 모델은 대부분 시스템의 동작들을 생산 공정들 대신에 자원 할당의 동적인 것들을 모델한다.[2]

FMS 안의 machine들은 P(I)로 표기되는 하나의 입력 버퍼들을 가지고 있으며, 연속해서 한번 이상 같은 machine을 방문하여 작업하지 않는다고 가정한다. 가정으로 인해, ROPN의 machine들은 입력 버퍼인 p(I)를 필히 가지며 machine의 상태를 표시하기 위한 출력 플레이스 p(O)를 가진다. 이를 간략하게 표현하기 위해  $\{ p_i(I), t_i, p_i(O) \}$ 를  $\{ u_i \}$ 로 쓰거나 또는  $u_i$ 로 표기하고, 이를 원형 machine이라 부른다.

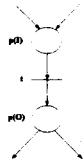


그림 1 원형 machine의 Petri Net 모델

Fig. 1 Petri net model of a machine primitive

만약 load/unload station을 표현한 플레이스가 ROPN안의 circuit상의 플레이스의 집합의 원소가 아니라면 그 circuit은 "production process circuit(PPC)"이라 부르며 이를 표기하는데  $v$ 를 사용한다.

ROPN안의 PPC  $v$ 가 만약 한 node도 반복되지 않으면서 한 node로부터 그 node로 되돌아오는 circuit이라면 elementary PPC라고 부르며, 이후에 언급되는 PPC들은 elementary PPC로 간주한다.

### 2.3 Colored ROPN

FMS를 ROPN으로 모델한 경우, 플레이스 안의 토큰은 어떤 출력 트랜지션을 점화하기 위해 선택할 수 있는데 이런 특성을 모델하기 위해, ROPN에 colors를 도입하였으며, color의 개념이 추가된 ROPN을 Colored ROPN(CROPN)이라 한다.

### 2.4 TPL 구조

시간논리(Temporal Logic)는 물리적 또는 프로그램에서의 상태가 시간에 따라 변하는 궤적을 수식적으로 표현하려는 방법으로 제안되었다. 시간논리구조는 시간개념을 포함한 술어논리의 확장된 형태이며, 시간 순차열에 따른 추론 지향적인 논리이다.

시간논리구조는 종래의 Boolean 연결자인  $\neg$ (not),  $\wedge$ (and),  $\vee$ (or),  $\rightarrow$ (implies),  $\leftrightarrow$ (if and only if)를 포함하며 시간의 변화와 시간의 양을 표현하기 위한 시제 연산자  $\square$ (henceforth),  $\diamond$ (eventually),  $\bigcirc$ (next),  $U$ (until),  $P$ (proceed) 와 같은 연결자와 연산자를 이용하여 시간과 시제관계에 관한 추론이 가능한 구조이다.

### 2.5 생산공정이 시스템의 Deadlock 회피

FMS에서 deadlock 제어의 문제를 논의하기 위해서 CROPN 모델을 사용한다. CROPN을 live하게 하기 위해서는 제한적인 정책에 의해 CROPN을 제어해야 하며, 이러한 정책의 제어에 의해 도달 가능한 마킹들의 집합은 변하게 된다.

CROPN안의 PPC들은 FMS's의 deadlock들 발생과 관계가 있다.[2] FMS's에서 deadlock을 회피하기 위한 제어 정책은 CROPN안의 모든 PPC들 안의 토큰들의 수를 반드시 제어해야 한다.

interactive subnet  $v^n$ 은 하나이상의 출력(입력)트랜지션을 가질 것이며, 이 트랜지션의 집합을 표기하기 위해  $T_0(v^n)$  ( $T_1(v^n)$ )을 사용한다.

마킹 M에서 PPC  $v$ 를 순환 토큰의 수를  $M(v) = \sum M(p_i, C_v)(b_i)$ 로 정의한다.

마킹 M에서 CROPN안의 PPC  $v_i$ 안의 현재 유용 가능한 공간의 수를  $S(v_i) = K(v_i) - M(v_i)$ 로 표기하고 전체 PPC 공간의 수를  $S'(v^n) = \sum (K(p_i) - M(p_i))$ 로 표기한다. 그리고,  $S(v) \geq 1$ 을 만족한다면 이 PPC  $v$ 를 enabled PPC라 부르며,  $M(E(v^n))$ 은 마킹 M에서  $v^n$ 안의 enabled PPC들의 수를 표기한다.

PPC의 수가  $x$ 개라 하고, place는  $n$ 개, transition은  $m$ 개, place의 color들의 수는  $cp$ 개, transition의 color들의 수는  $ct$ 개라 하면 S는  $(n \times 1)$  행렬, K는  $(n \times 1)$  행렬, transition의 color 행렬을 CT라 하면 CT는  $(m \times ct)$  행렬, PPC  $v$ 의 정보를 저장하는 행렬을 V라 하면 V는  $(x \times (m+n))$ 행렬이다. V의  $i$ 행 원소들은 PPC  $v$ 에 포함된 place와 transition 정보를 가지고 있으며 홀수 열에는 place정보를 짝수 열에는 transition 정보를 가지고 있다고 하자. 또한 마킹 M은  $(n \times cp)$ 행렬이며 각각의 행의 원소들은 각각의 해당 place가 가지고 있는 color들의 수를 나타낸다고 하자. 이들을 사용하여 마킹 M에서 PPC  $v$ 의 공간의 수 S를 구하는 방법은 다음과 같다.(단 place와 transition의 color들은 같다고 가정한다.)

```

for ( i=1 : 1 : x )
  for ( j=1 : 2 : n+m )
    a=V(i,j);
    b=K(a, 1);
    Kv(i, 1)=Kv(i,1)+b;
  end
end
for(i=1 : 1 : x)
  for (j=2 : 2 : n+m)
    a=V(i, j);
    b=V(i, j-1);
    c=CT(a, :);
    d=M(b, :);
    Mv(i, 1)= Mv(i, 1)+ d*c';
  end
end
S=Kv-Mv;

```

그림 2 Marking M에서 PPC 공간의 수 S 계산

Fig 2 Compute the space of PPC in Marking M

FMS에는 많은 수의 PPC가 존재할 수 있으며, 이 PPC들에 의해 형성된 interactive subnet은 첫 번째와 마지막이 공통 플레이스인 사슬형태를 갖는다. 첫 번째(마지막) 플레이스는 다른 PPC들에 속하는 입력(출력) 트랜지션을 갖으며, 이러한 트랜지션을 IIT(Interactive Input Transition : Interactive output Transition)라고 부른다.

CROPN의 한 PPC에서 트랜지션  $t$ 가 PPC상에는 있지 않으나  $t$ 의 출력 플레이스가 PPC상에 있을 때, 그 PPC는 트랜지션  $t$ 의 entering PPC라 말하며,  $V_m(t)$ 로 트랜지션  $t$ 의 entering PPC들의 집합을 표기한다.

Interactive subnet  $v^n$ 에서 deadlock-free를 위한 필요·충분 조건인 deadlock 제어 법칙은 다음과 같다.

정리 1 : subnet안의 any IIT와 any 트랜지션  $t \in T_1(v^n)$ 이 모든  $v_i \in V_m(t)$ 과  $M'(E(v^n)) \geq 1$ 에서  $S(v_i) \geq 2$ 일 때만 점화된다면 CROPN안의 interactive subnet  $v^n$ 은 deadlock-free이다. 여기서  $M'$ 은 트랜지

선 t의 점화에 의해 M으로부터 도달된 마킹이다. [2]

### 2.6 CPN과 TPL에 의한 FMS 모델링

#### 1) FMS 사양

예제로 사용할 FMS의 사양은 다음과 같다.

- 3개의 machine이 일렬로 연결되어 있다.
- load/unload station이 있다.
- 3가지 형태의 제품을 생산할 수 있으며, 각각의 제품은 다음의 경로를 통하여 생산된다.

제품 1 : machine 1 → machine 2 → machine 3

제품 2 : machine 2 → machine 1 → machine 3

제품 3 : machine 1 → machine 3 → machine 2

#### 2) TPL을 이용한 FMS의 동작 사양 표현

- $\square [ P_1(I)(x) \wedge t_1(x) \rightarrow P_1(O)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(O)(x) \wedge t_{12}(x) \rightarrow P_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_2(I)(x) \wedge t_3(x) \rightarrow P_2(O)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_2(O)(x) \wedge t_{21}(x) \rightarrow P_1(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_3(I)(x) \wedge t_3(x) \rightarrow P_3(O)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_3(O)(x) \wedge t_1(O)(x) \rightarrow P_1(O)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_2(O)(x) \wedge t_2(O)(x) \rightarrow P_2(O)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_2(O)(x) \wedge t_2(x) \rightarrow P_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(O)(x) \wedge t_1(x) \rightarrow P_1(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_2(O)(x) \wedge t_{21}(x) \rightarrow P_1(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_3(O)(x) \wedge t_{32}(x) \rightarrow P_2(I)(\bigcirc x) ]$

#### 3) FMS의 CROPN 모델

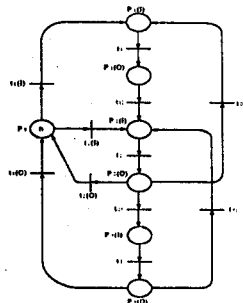


그림 3 예제의 CROPN 모델  
Fig 3 CROPN model of example

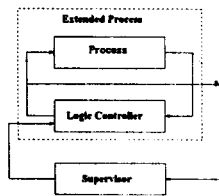


그림 4 감독된 제어 구조  
Fig 4 The supervised control schema

### 2.7 감시제어구조

#### 1) 감시 제어 구조

Ramadge와 Wonham에 의해 처음 소개된 DEDS(Discrete Event Dynamic System)의 감독 제어 이론은 automata 개념에 기반하며, 이 이론의 목적은 공정이 주어지면, 여러 가지 제약조건에 따라 행동하는 감독자와 연결된 공정을 설계하는 것이다. 대부분의 공정들은 어떤 원하는 사건이 발생하게 도와주는 외부 제어를 필요로 하며 이로 인해 제어와 감독이 분리된 감독된 제어 개념(Supervised control concept)에 의해 그림 4와 같은 계층적 제어구조를 제안하였다.

[3] 본 논문에서는 FMS's의 deadlock을 제어하기 위하여 그림 3과 같은 감시제어구조를 이용하였다. 공정은

자원의 이용성과 융통성을 고려하여 CROPN으로 모델링하였고, deadlock free 조건인 [정리 1]을 만족하도록 논리제어기를 시간논리구조를 이용하여 설계하여 deadlock을 제어하였다.

#### 2) 제어 규칙

[정리 1]에 의해 다음과 같은 경우에  $v^2$ 의 IIT와  $T_1(v^2)$ 의 점화를 금지하면  $v^2$ 는 deadlock free이다.

- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$
- $\square [ P_1(I)(x) \wedge P_1(O)(x) \wedge P_2(I)(x) \wedge P_2(O)(x) \wedge P_3(I)(x) \wedge P_3(O)(x) \rightarrow \neg t_{12}(\bigcirc x) \wedge \neg t_1(I)(\bigcirc x) \wedge \neg t_2(I)(\bigcirc x) ]$

### 3. 결 론

본 논문에서는 시스템 모델링에서 사양표현의 논리성을 추구하기 위해 TPL을 이용한 사양 표현 방법을 제시하였고 CROPN에서 deadlock을 회피하기 위한 공정의 감시 제어 구조를 제시하였으며, 감시제어구조의 논리제어기의 제어규칙을 TPL을 이용하여 표현하였다.

FMS's에서 자원의 이용성 및 생산성 증가와 시스템 내의 유한 자원 결합에 의한 deadlock 회피를 위한 필요·충분 조건을 만족하도록 감시제어 시스템의 구성에서 요구되는 PPC 공간의 수 S의 계산 프로그램을 제시하였다.

#### (참 고 문 헌)

[1] N. Viswanadham and Y. Narahari, "Colored Petri net models for automated manufacturing systems." in Proc. 1987 Conf. Robotics Automat., 1987, pp. 1985-1990

[2] Naiqi Wu "Necessary and Sufficient Conditions for deadlock-free Operation in Flexible Manufacturing System Using a Colored Petri Net Model" IEEE Trans. Systems, Man, And Cybernetics.. Vol. 29, No. 2 May 1999

[3] Francois Charbonnier, Hassane Alla, and Rene David "The Supervised Control of Discrete-Event Dynamic System" IEEE Trans. Control Systems Technology.. vol. 7, No. 2, March 1999.