

추이적 행렬을 이용한 사이폰 감지 정책

김외영¹ · 이종근^{1†}

A Policy to Find All Siphons using Transitive Matrix

Oeyoung Kim · Jongkun Lee

ABSTRACT

Deadlock usually appears in contain subsystem which is run in parallel and resources share modules. Siphons and traps have been well introduced to characterize deadlocks of Petri nets. Siphon concept be well used for proposing the detect and prevent deadlock by the pleasure researchers. But it's need many times and efforts to detect all siphon sub-nets in the Petri model. Since transitive matrix could explain all relations between the place and transitions in Petri nets, we propose an algorithm to detect all siphon sub-nets after analyzed the transitive matrix's properties. Examples are givens to illustrate the method.

Key words : Cycle net, Deadlock, Petri nets, Resource share, Siphon, Transitive matrix

요약

교착이란 일반적으로 병행과 자원공유 모듈에 의한 서브 시스템에서 발생한다. 사이폰과 트랩은 페트리 넷의 교착 상태를 잘 나타낸다. 사이폰은 많은 연구자들에게 교착을 감지하고 방지하는데 사용되어진 개념이다. 그러나 모든 사이폰 서브넷을 감지하는데는 많은 시간과 노력이 필요하다. 추이적 행렬은 플레이스와 트랜지션간의 관계를 표현하므로 추이적 행렬과의 관계를 분석하여 모든 사이폰 서브 넷을 감지하는 알고리즘을 제안한다. 또한 제안한 알고리즘의 성능을 사례를 들어 검증한다.

주요어 : 교착상태, 사이클 넷, 페트리 넷, 사이폰, 자원공유, 추이적행렬

1. 서론

교착상태란 시스템의 공정 중에 포함 된 여러 작업에서 공동으로 사용되는 공유 자원을 각 작업에서 상호적으로 사용을 기다려 시스템의 작업 공정이 중단 된 상태를 의미하며, 현대의 많은 기술 시스템인 자동생산시스템, 데이터 통신, 다중처리 운영시스템과 분산 데이터 베이스 시스템 등에서 가장 잘 알려진 문제이다. 다양한 시스템에서 교착상태 발생은 시스템 관리와 작업과정 등에서 효율적인 처리 과정을 중단시키거나 무력화 시키며 특히 자원 공유 체제를 붕괴 시키는 중대한 결함을 발생시킨다. 이러한 교착 문제를 해결하기 위한 교착상태 확인 및 회피 방법에

대하여 많은 연구가 제안 되어 왔는데, 대표적인 분석기법으로 페트리 넷(Petri Net)을 활용하는 연구가 활발하다(Corbett 1996, Damasceno 1999, Chu 1997, Ezpleta 1995, Zhou 1993, Tarke 2001, Li 2003, Huang 2007, Li 2008a, 김정철 2007, Li 2008b). 페트리 넷은 비동기적이며, 동시 발생적인 이벤트에 의해 시스템의 상태가 변화하는 이산사건 시스템(DES: Discrete Event System)을 모델링 하는데 아주 적절한 도구이며, 분산 시스템 환경에서, 공유된 자원간의 상호 배제와 같은 특징들을 모델링 하는데 활용되고 있다. 특히 사이폰(siphon) 활용 분석 기법은 사이폰의 성질을 이용하여 교착 여부를 감지하는 방법으로 최소사이폰(minimal siphon)을 정의하고 이를 이용하여 시스템의 교착 여부를 판단하는 알고리즘들을 제안하고 있다(Zhou 1993, Tarke 2001, Li 2003, Huang 2007, Li 2008a, 김정철 2007, Li 2008b). Chu는(1997) 사이폰을 찾기위하여 마킹에서 트랜지션을 하나씩 제거하여 제거되지 못 할 까지 반복하여 사이폰을 찾는 기법을

접수일(2010년 7월 21일), 심사일(1차 : 2010년 9월 11일, 2차 : 2010년 12월 7일), 게재 확정일(2010년 12월 10일)

¹⁾ 창원대학교 컴퓨터공학과

주 저 자 : 김외영

교신저자 : 이종근

E-mail: jklee@changwon.ac.kr

소개하였다. Ezpeleta는(1995) 마킹의 흐름중에서 자원공유플레이스를 중심으로 트랜지션이 접화 불가능한 마킹의 플레이스 집합을 구하는 알고리즘 S^2PR 을 이용하여 교착상태를 확인하였다. Chao는(2010) S^2PR 을 새로운 플레이스나 트랜지션을 추가하거나 삭제함으로써 최소사이폰을 이용한 교착상태 검증에 위한 S^3PGR^2 로 발전시켰다. Li(2003, 2008a, 2008b)는 SMS(strict minimal siphon)에 제어 플레이스를 추가하여 교착여부를 확인하는 알고리즘을 제안하였다. Yamauchi는(1999)다항식을 이용한 최소사이폰을 추출하는 알고리즘을 제안하였다. 그러나 이러한 사이폰 추출 알고리즘이나 기법은 교착 여부 판단을 위한 도구로써 사이폰 자체를 찾아내는 알고리즘은 제안되고 있지 않다. 더우기 시스템 모델이 복잡하여지고 거대하여지면 발생 가능한 사이폰의 수도 증가하여 지고 이러한 사이폰을 감지하는 노력과 시간이 많이 요구 된다. 본 연구에서는 추이적 행렬을(Liu 1999, 송유진 2006) 이용하여 패트리 넷 모델에서 가능 사이폰들을 찾아내어 사이폰 여부를 감지하는 판별식을 제안하고 이를 이용한 사이폰 감지 알고리즘을 제안한다. 추이적 행렬이란, 패트리 넷의 플레이스와 트랜지션간의 관계를 행렬로 표현함으로써 토큰의 흐름과 제반 내용들을 플레이스 중심으로 분석이 가능한 특징을 가지고 있다.

본 연구에서는 패트리 넷에서의 플레이스와 트랜지션간의 관계를 표현하는 추이적 행렬을 이용하여 자원공유플레이스를 중심으로 한 사이폰의 성질을 만족하는 사이클 서브 넷의 특성을 분석하여 추이적 행렬과의 관계를 설정하여 가능한 모든 사이폰을 구하는 알고리즘을 제안한다. 또한 제안한 알고리즘의 성능을 사례를 들어 검증한다. 논문의 구성은 패트리넷의 기본 정의를 2장에 사이폰의 관련 정의와 추이행렬의 요약이 3장에 기술되었고, 4장에서 예제를 통한 사이폰 감지알고리즘을 제안한다. 5장에서는 사례 예제를 통하여 기존의 모델과 비교하였다.

2. 패트리넷과 추이적 행렬

2.1 패트리 넷

패트리넷은 일반적으로 시스템의 모델링에 쓰이며, 다음과 같이 정의할 수 있다(Zhou 1993, Li 2003, Li 2008b, Murata 1989).

패트리 넷 PN은 5-튜플로 구성된다. $PN = (P, T, I, O, Mo)$, $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$, 플레이스의 유한 집합, $T = \{t_1, t_2, \dots, t_k\}$, 트랜지션의 유한 집합, $I(t_j \in T \rightarrow I(t_j) \in P)$, 트랜지션의 입력 함수, $O(t_j \in T \rightarrow O(t_j) \in P)$, 트랜지션의 출력

함수, $Mo: P \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \dots\}$, 초기 마킹 $P \cap T = \emptyset$ 이다.

트랜지션 $t \in T$ 는 M에서 접화가능하며 이를 $M[t >$ 로 표현한다, 만일 $\forall p \in \bullet t: M(p) > 0$ 가 된다, 여기서 $\bullet t$ 는 트랜지션 t의 입력 플레이스, $t \bullet$ 는 트랜지션 t의 출력 플레이스를 의미한다. 만일 트랜지션 t가 접화가능하면 $M(p) = M(p) - 1$, 만일 $p \in \bullet t - t \bullet$, $M(p) = M(p) + 1$ 만일 $p \in t \bullet - \bullet t$, 그렇지 않으면 $M(p) = M(p)$ 에 의한 새로운 마킹 M' 을 가지는데, $M[t > M'$ 로 표시한다,

초기 마킹 Mo 에서 도달 가능한 마킹의 집합은 $R(PN, Mo)$ 로 표시된다.

(PN, Mo) 는 5-튜플 $PN = \langle P, T, I, O, M \rangle$ 를 갖는 패트리 넷이라고 하자. 트랜지션 $t \in T$ 는 $\forall M \in R(PN, Mo), \exists M' \in R(PN, M), M'[t >$ 이면 마킹 Mo 로부터 생존(live) 가능하다. 만일 $\exists t \in T, Mo[t >$ 이면 PN는 교착상태이다. 만일 $\forall M \in R(PN, Mo), \exists t \in T, M[t >$ 이면 (PN, Mo) 는 교착자유상태(deadlock free)이다. 만일 $\forall t \in T, \exists M \in R(PN, Mo)$ 이며 $M[t >$ 가 성립하면 (PN, Mo) 는 부분 생존한다. 만일 $\exists t \in T$, 트랜지션 t가 $Mo(PN, Mo)$ 에서 생존하면 (PN, Mo) 은 생존한다. 만일 $\exists k \in N, \forall M \in R(PN, Mo), \forall p \in P, M(p) \leq k$ 를 만족하면 (PN, Mo) 는 유한하다.

(PN, Mo) 에서 하나의 기본 마킹을 플레이스의 수순 집합 $\{p_1, p_2, \dots, p_n, n \geq 1$ 여기서 한 아크($p_i \rightarrow p_{i+1}$), $i \in N, n-1$ 만일 $n > 1$. 그리고 $p_i = p_j$, 이 의미는 $i = j, i, j \in N, n$. 한 수순 $p_1, p_2, \dots, p_n, n > 1$ 여기서 $p_i = p_j, 1 \leq j \leq n$, 여기서 $i = 1, j = n$ 이면 이를 사이클이라고 한다.

트랜지션에서 입력 플레이스는 가지면서 출력 플레이스가 없는 트랜지션을 싱크(sink) 트랜지션이라고 한다. 반대로 입력 플레이스 없이 출력 플레이스만 존재하는 트랜지션을 소스(source) 트랜지션이라고 한다.

PN 구조의 행렬 C는 $C = \langle P, T, B^-, B^+ \rangle$ 이라 하면, 여기서 $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ 는 플레이스의 유한집합, $T = \{t_1, t_2, \dots, t_k\}$ 는 트랜지션의 유한집합, B^- 와 B^+ 는 n열과 k행의 행렬로 다음과 같이 정의 된다:

$$B^- [i, j] = \#(P_i, I(t_j)), \text{ 입력함수 행렬,}$$

$$B^+ [i, j] = \#(P_i, O(t_j)), \text{ 출력함수행렬.}$$

또한, $B = B^+ - B^-$ 는 유사(incidence)행렬이라 한다.

2.2 추이적 행렬

추이적 행렬에 대한 일반 정의를 다음과 같이 정리한다(김종욱 2008, 정상운2008).

동차방정식 $BT \cdot x = 0$ 에서 행벡터(vector) $x^T = (x_1, x_2, \dots, x_k) \geq (\Delta M = 0)$ 는 T-상태불변(T-invariant)이라 하

며, 여기서 x^T 는 x 의 변형이다. 하나의 정수 값 $y = (y_1, y_2, \dots, y_n)^T$ 가 변형동차방정식에서 존재한다면 $B \cdot y = 0$ 는 S-상태불변(S-invariant)라 한다.

이 식을 활용하여 플레이스 추이적 행렬을 다음과 같이 얻을 수 있다 :

$$B = B - (B^+)^T : \text{플레이스 추이적 행렬}$$

이제 M_{PR} 을 추이적 행렬이라고 하면:

$$M_{PR} = B^{-1} \text{diag}(t_1, t_2, \dots, t_k) (B^+)^T,$$

여기서 $t_i (i = 1, 2, \dots, k)$ 는 :

$$|t_i| = \begin{cases} 1 & \text{fire } t_i \\ 0 & \text{not fire } t_i \end{cases} \text{ 이다,}$$

여기서 $|t_i|$ 는 행렬에서 트랜지션 t_i 가 갖는 값을 의미한다. 즉, t_i 가 점화하면 1이며 점화하지 않으면 0으로 표시된다.

M_{PR} 는 모든 플레이스간의 관계를 각각의 트랜지션을 이용하여 직접적으로 표현 된다.

M_{PR} 을 라벨추이적 행렬이라 할 때, 만일 어떤 트랜지션 t_k 가 같은 행에서 s 번 나타나게 된다면 우리는 t_k/S 로 표시한다.

도달 마킹 $M_R(k+1)$ 은 초기마킹 $M(k)$ 으로부터 도달되어지는 마킹으로 정수형 m -벡터라 한다. 도달 마킹의 표현 형태는 다음과 같다:

$$M_R(k+1)^T = M(k)^t M_{PR}$$

여기에서, 만일 $\sum_i p_i M_{PR}$ 이 정수(혹은 음수) 값이면 $\sum_i p_i M_{PR} = 1$ (혹은 0)로 한다. 이 의미는 $p_i(k)$ 의 토큰은 마킹 $M(k)$ 에서 도달 마킹 $M_R(k+1)$ 으로 전달이 된다는 의미를 갖는다(정수이면 전달 가능, 음수이면 전달불가). 도달 마킹 $M_R(k+1)$ 은 단지 토큰의 흐름을 나타내는 관계식이므로, 도달 마킹 $M_R(k+1)$ 은 $M(k+1)$ 에 꼭 기인 할 필요는 없다는 의미도 갖는다. 모델을 간단히 하기 위하여 또한 모델의 효율성을 위하여, $|P_i(k)| = 1$ 혹은 0으로 제한한다.

추이적 행렬에서 열 벡터는 플레이스 p_i 에게 행 벡터의 플레이스에서 토큰이 입력되는 관계를 나타낸 것이며 행 벡터는 플레이스 p_i 에서 열 벡터의 플레이스로 토큰이 출력되는 관계를 나타내는 것이다. 지금의 추이적 행렬은 기본 패트리 넷으로 나타낸 모델에만 적용되므로 모든 토큰과 아크의 기본 개수는 1이며 복수개의 토큰이나 아크는 고려하지 않는다.

추이적 행렬의 행 방향은 제어흐름을 표현한다. 따라서

$S(t_k/s_i)$ 의 값에 따라 제어흐름을 알 수 있다.

만약 $\#(p_i, O(t_k)) < \#(p_i, E(t_k))$ 이면, 해당 플레이스의 병행적인 흐름이 유지되거나 확장되지 않고, 축소됨을 뜻한다.

추이적 행렬의 열방향은 각 트랜지션의 점화 가능성을 표현한다. 또한, 열방향의 자원 공유 플레이스에는 토큰이 존재한다.

그리고 자원 공유 플레이스의 열방향에 표현된 트랜지션의 수는 그 플레이스로 입력되는 트랜지션의 수를 말하므로 $S(t_k/s_i)$ 의 값에 따라 해당 트랜지션의 점화 여부를 알 수 있는데, $S(t_k/s_i)$ 의 값이 1이면 점화가 가능하다. 그 이유는 추이적 행렬은 기본 패트리 넷(Ordinary Petri Nets)을 기본으로 하므로 모든 플레이스의 토큰은 항상 1이어야 하기 때문이다.

사이폰이란 마킹의 흐름을 갖는 플레이스의 집합 S 에서 해당 트랜지션의 점화를 통하여 해당 플레이스의 토큰의 수가 점차 감소되어 S 의 어느 트랜지션이 점화 불가능한 상태가 될 경우 이를 사이폰이라 한다. 사이폰의 분별을 위하여 몇 가지 성질을 정의하여 보면 다음과 같다.

성질 1: 정지 트랜지션(플레이스)

- 1) 마킹 M 으로부터 어떠한 트랜지션으로 점화가능하지 못하다면, 그 트랜지션은 정지 트랜지션이라 한다.
- 2) 마킹 M 으로부터 어떠한 플레이스로 마킹이 전이가 되지 못하면 그러한 플레이스를 정지 플레이스라 한다.

성질 2: 사이폰

마킹 M 을 가진 사이클에서 정지 플레이스가 하나 이상 나타나면 마킹 M 을 가진 사이클은 사이폰이라 한다.

성질 3: 정지플레이스 판별식

추이적 행렬에서 $Rc(p_i)$ 를 행의 플레이스 p_i 의 토큰 수의 합이고, $Rr(p_i)$ 를 열 플레이스 p_i 의 토큰 수의 합이라고 하면:

$$Rc(p_i) = \sum_{i=1}^n (p_i) = \sum_{i=1}^n (f \cdot p_i),$$

$$Rr(p_i) = \sum_{i=1}^n (p_i) = \sum_{i=1}^n (f \cdot p_i),$$

여기서 n 은 플레이스의 수, f 는 M_{PR} 의 함수

만일 $\exists t$ 이면 $f=1$ 아니면 $f=0$.

그러면, $P(p_i) = Rr(p_i) - Rc(p_i)$ 은 플레이스 p_i 의 정지 플레이스 판별식이라 한다.

여기서, $P(p_i) = k \leq 0$ 이면 정지플레이스가 된다.

증명 : 추이적 행렬은 기본 패트리 넷을 기초로 작성되는 (입력과 출력이 각각 1이며 플레이스의 토큰도 1이어야 한다) 플레이스 행렬이므로 모든 행과 열의 합이 정수이어야 하며, 음수가 되면 접화가 불가하게 된다.

성질 4: 사이폰 판별:

마길 M 을 가진 사이클이 정지플레이스 하나 이상을 가진다면 이 사이클은 사이폰이다. 즉 $D(\sigma) = Rr(\sigma) - Rc(\sigma) \leq 0$ 이면 사이클 σ 는 사이폰이다. 단 0이면 $\bullet S(\sigma) \subseteq S(\sigma) \bullet$ 를 만족하면 사이폰이다.

3. 추이적 행렬을 이용한 사이폰 감지

사이폰(siphon)은 트랩(trap)과 함께 패트리 넷의 교차 상태 특성으로부터 도입된 특별한 구조이다. 사이폰과 트랩을 통하여 패트리 넷의 모든 도달 가능한 마킹을 조사하지 않고도 패트리 넷의 생동성(liveness)을 분석할 수 있는 특징적 구조의 성격을 가지고 있다(Chu 1997,김정철 2007).

[정의 1] 사이폰과 트랩

어느 플레이스 집합 S 에 대하여 $\bullet S \subseteq S \bullet$ 를 만족하는 집합 S 를 사이폰이라고 한다. 또한 어느 플레이스 집합 Q 에 대하여 $Q \bullet \subseteq Q \bullet$ 를 만족하는 집합 Q 를 트랩 이라고 한다.

일반적으로 사이폰의 경우 사이클형, 비사이클형 그리고 혼합형의 세 가지 형태로 정리 된다^[6].

1) 사이클형 사이폰(Cycle siphon)

사이클형 사이폰은 도달성 그래프의 성질을 이용 한다 면 모든 플레이스가 사이클을 형성하며 각 플레이스의 토큰의 합들이 감소 되어지는 형태의 사이폰을 의미한다.

그림 2에서 플레이스의 집합 $\{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\}$ 는 사이클형 사이폰을 표시하며 트랜지션 t_6 은 sink 트랜지션이다.

여기서, $\bullet \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\} = \{t_5, t_1, t_2, t_3, t_4\}$ 이며 $\{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\} \bullet = \{t_1, t_6, t_2, t_3, t_4, t_5\}$ 이다. 따라서, $\emptyset \subseteq \bullet \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\} \subseteq \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\} \bullet$ 가 되며 플레이스의 집합 $\{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\}$ 는 사이폰의 성질을 만족한다.

그림 1의 사이폰 여부를 성질3을 이용하여 판별식 D 를 살펴보면 다음과 같다:

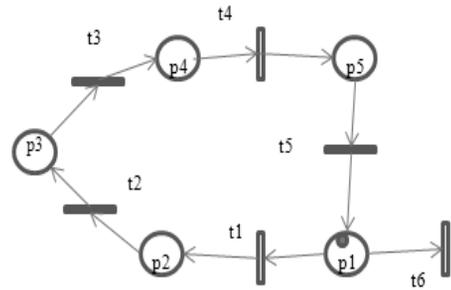


그림 1. 사이클형 사이폰

$$M_{PR} = \begin{bmatrix} 0 & t_1 & 0 & 0 & 0 & t_6 \\ 0 & 0 & t_2 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & t_3 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & t_4 & 0 \\ t_5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \begin{matrix} 2 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \end{matrix}$$

그림 2. 그림 1의 추이적 행렬

$$D = (1-2) + (1-1) + (1-1) + (1-1) + (1-1) + (1-1) = -1$$

판별식 $D \leq 0$ 이므로 성질 3의 정의에 따라 그림 1의 사이클은 사이폰이다.

2) 비사이클 사이폰(Acyclic siphon)

사이클을 갖지 않는 사이폰을 통칭한다. 즉 일반적인 도달성 그래프를 사용한다면 마킹을 시작한 원래의 플레이스로 되돌아오지 않는 사이폰을 의미한다. 그림 3에서 플레이스 p_1 을 보면, $\bullet \{p_1\} = \emptyset$, $\{p_1\} \bullet = \{t_2\}$. 따라서, $\emptyset \subseteq \bullet \{p_1\} \subseteq \{p_1\} \bullet$ 이며 플레이스 p_1 은 사이폰이다. 추가하여 $\{p_1, p_2\}$, $\{p_1, p_2, p_3\}$, $\{p_1, p_2, p_3, p_4\}$ 와 $\{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\}$ 역시 사이폰이 된다.

그림 3의 사이클 $\{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\}$ 의 사이폰 판별식 D 는 :

$$D = (0-1) + (1-1) + (1-1) + (1-1) + (1-1) + (1-0) = 0$$

판별식 $D \leq 0$ 이므로 사이폰 성질 4에 따라 $\bullet \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\} = \{t_1, t_2, t_3, t_4, t_5\} \subseteq \{p_1\} \bullet = \{t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6\}$ 이므로 사이폰이다.

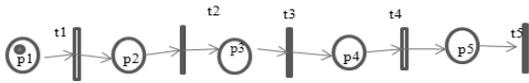


그림 3. 비사이클형 사이폰

$$M_{PR} = \begin{bmatrix} 0 & t_1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & t_2 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & t_3 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & t_4 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & t_5 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \begin{matrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{matrix}$$

그림 4. 그림3의 추이적 행렬

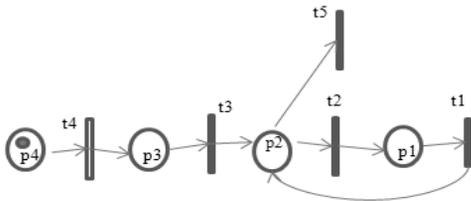


그림 5. 혼합형 사이폰

3) 혼합형 사이폰(Semi Cyclic siphon)

사이클형과는 달리 모든 플레이스가 사이클인 경우가 아닌 사이클형 사이폰을 말한다. 즉 특정한 플레이스는 사이클이며 나머지 플레이스는 사이클이 아닌 경우이다. 그림 4에서 보면, 플레이스의 집합 {p4,p3,p2,p1}은 사이폰이다. 그 이유는 $\bullet\{p4,p3,p2,p1\} = \{t4,t2,t1,t3\}$ 이며 $\{p4,p3,p2,p1\} \bullet = \{t4,t3,t2,t5,t1\}$ 이다. 따라서, $\emptyset \subseteq \bullet\{p4,p3,p2,p1\} \subseteq \{p4,p3,p2,p1\} \bullet$ 가 되며 플레이스의 집합 {p4,p3,p2,p1}은 혼합형 사이폰이다.

그림 5의 {p4,p3,p2,p1}의 사이폰 판별식 D는 :

$$D = (1-2)+(2-2)+(1-1)+(0-1)+(1-0)+(1-0) = 0$$

판별식 $D \leq 0$ 이므로 사이폰 성질4에 따라 $\bullet\{p4,p3,p2,p1\} = \{t4,t3,t2,t1\} \subseteq \{p1\} \bullet = \{t4,t3,t2,t1,t5\}$ 이므로 사이폰이다.

4. 추이적 행렬을 이용한 사이폰 감지 알고리즘

일반적으로 많이 알려진 모델(그림 7)에서 사이폰 판별

$$M_{PR} = \begin{bmatrix} 0 & t_1 & 0 & 0 & 0 & t_1 \\ t_2 & 0 & 0 & 0 & t_5 & 0 \\ 0 & t_3 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & t_4 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \begin{matrix} 2 \\ 2 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \end{matrix}$$

그림 6. 그림 5의 추이적 행렬

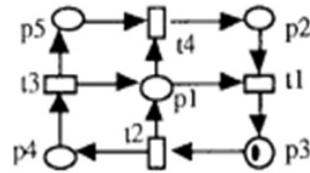


그림 7. 예제 모델

식을 이용하여 사이폰 감지 여부를 검조하고자 한다. Li(2003)에서는 그림 7 모델의 사이폰을 다음과 같은 사이클 4개를 보여주고 있다.

- S1={p1,p3,p4},
- S2={p1,p3,p4,p5},
- S3={p1,p2,p3,p4,p5},
- S4={p2,p3,p4,p5}

S1={p1,p3,p4}에서 p1의 출력은 p4의 출력으로 다시 p1에 입력이 되어 사이폰의 성질을 만족한다. 즉 $\bullet S1 = \{t1,t4,t2,t3\}$, $S1 \bullet = \{t1,t4,t2,t3\}$ 따라서 $\bullet S1 \subseteq S1 \bullet$ 으로 사이클 사이폰이 된다.

그림 5의 모델의 추이적 행렬을 작성하면 그림 8과 같으며, 이 행렬에서 사이클을 구하면 다음과 같이 6개의 독립적인 사이클이 있다:

- C1={p1,p2,p3},
- C2={p1,p3,p4},
- C3={p1,p2,p3,p4}
- C4={p1,p3,p4,p5},
- C5={p1,p2,p3,p4,p5},
- C6={p2,p3,p4,p5}

즉 플레이스 p1을 시작으로 트랜지션 t4로 플레이스 p2로 다시 트랜지션 t1으로 p3로 연결되고 트랜지션 t2로 다

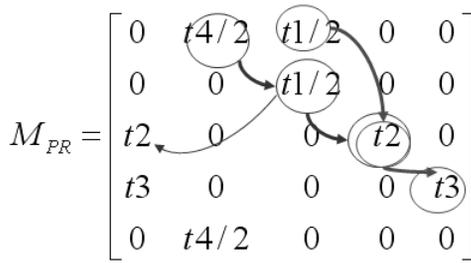


그림 8. 추이적행렬에서의 사이폰감지 과정

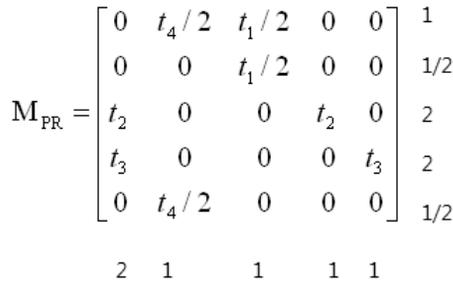


그림 9. 그림 7의 사이폰 판별자료

시 p_1 로 돌아오는 사이클이 C1이다. C2는 플레이스 p_1 에서 트랜지션 t_1 으로 플레이스 p_3 , 트랜지션 t_2 로 플레이스 p_4 , C3은 p_1, p_3, p_4, p_5 로, C4는 p_1, p_2, p_3, p_4, p_5 , C5는 p_2, p_3, p_4, p_5 를 얻을 수 있다.

이제 각 사이클별로 사이폰 판별여부를 보면:

$$C1 = \{p_1, p_2, p_3\}$$

$$D(C1) = (2-1)+(1-1/2)+(1-2)$$

$$= 1+1/2-1$$

$$= 1/2$$

$$C2 = \{p_1, p_3, p_4\}$$

$$D(C2) = (2-1)+(1-2)+(1-2)$$

$$= 1-1-1$$

$$= -1$$

$$C3 = \{p_1, p_2, p_3, p_4\}$$

$$D(C3) = (2-1)+(1-1/2)+(1-2)+(1-2)$$

$$= 1+1/2-1-1$$

$$= -1/2$$

$$C4 = \{p_1, p_3, p_4, p_5\}$$

$$D(C4) = (2-1)+(1-2)+(1-2)+(1-1/2)$$

$$= -1+1/2$$

$$= -1/2$$

$$C5 = \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5\}$$

$$D(C5) = (2-1)+(1-1/2)+(1-2)+(1-2)+(1-1/2)$$

$$= 1+1/2-1-1+1/2$$

$$= -1$$

$$C6 = \{p_2, p_3, p_4, p_5\}$$

$$D(C6) = (1-1/2)+(1-2)+(1-2)+(1-1/2)$$

$$= 1/2-1-1+1/2$$

$$= -1$$

C1은 $D > 0$ 이므로 사이폰이 아니며 C2, C4, C5, C6는 $D \leq 0$ 이므로 사이폰이다.

여기서 앞선 예제에서⁷⁾ C3의 경우 trap으로 정의하였으나 이는 정의에 맞지 않는다. $\bullet S(C3) = \{t_2, t_4, t_1, t_3\}$, $S1 \bullet = \{t_1, t_4, t_2, t_3\}$ 따라서 $\bullet S(C3) \subseteq S(C3) \bullet$ 이므로 사이폰이 된다.

사이폰 판별식에 의한 사이폰 감지 알고리즘은 다음과 같다:

<사이폰 감지 알고리즘>

input = 추이적행렬

output = siphon

1. i행렬에서 초기플레이스에서 관련된 플레이스를 검색
2. 초기마킹 플레이스에서 마킹이 연결된 플레이스를 열에서 검색
3. 연결된 플레이스가 다시 초기마킹 플레이스일때까지 S_i 를 구성
4. 플레이스 번호를 증가하여 I+1의 열에서 2-3과정을 수행
5. $I \geq n$ 까지 반복수행
6. 모든 S_i 에서 사이폰 성질 판별식: $D \leq 0$ 를 만족 할 경우만 S_i 로 확정,
7. 만일 $D=0$ 일 경우 $\bullet S(D) \subseteq S(D) \bullet$ 를 만족하면 S_i 로 확정
8. 최종 S_i 가 사이폰의 집합

5. 사례연구 및 분석

5.1 사례연구

이 장에서는 Ezpleta가(1995) 제안한 4대의 기기와 3개의 로봇을 사용한 유연생산시스템 모델에 추이적 행렬을 이용한 사이폰을 감지하여 그 효율성을 검증한다. 이 모델의 패트리 넷은 그림 10와 같으며 추이적행렬은 그림

5.2 사례분석

기 발표된 사이폰의 집합과(Li 2003) 제안 알고리즘을 통하여 얻은 사이폰 집합의 차이는 사이클을 어떻게 구성하였는가에 따른 차이로 해석된다.

특히 기존의 사이폰 집합은 최소 사이폰을 구하기 위하여 워킹 사이클들을 추가 합성한 새롭게 구성 된 모델에서 사이폰을 추출하는 방식으로 새 모델과 구 모델간의 동질성 여부를 증명하는 과정이 추가되어야 한다. 그러나 본 연구에서는 기존의 모델에서 추이적 행렬을 이용하여 직접 사이폰 집합들을 직접 추출한다. 따라서, 기존의 연구에서 보여주는 분석 과정을 한 단계 축소 할 수 있는 장점이 있으며 또한 새로운 플레이스나 트랜지션의 추가 과정이 필요 없는 장점을 가진다. 그러나 스케줄링적으로 중복 사이폰들을 얻게 되는 한계점을 보유하고 있다.

6. 결 론

시스템에서 교착상태 확인 알고리즘을 제안함에 있어 사이폰을 이용하여 토큰의 흐름과 제어의 흐름을 분석하여 교착 여부를 분석하게 되는데 가장 큰 문제의 하나는 사이폰 성질을 만족하는 사이클 서브 넷을 찾아내는 과정과 노력이 많이 필요하다는 것이다. 본 연구에서는 각 플레이스간의 관계를 모두 나타내는 추이적 행렬은 원래의 모델을 변형하지 않고 사이클을 배경으로하여 사이폰을 추출 할 수있는 알고리즘을 제안하였다. 기존의 연구 예제를(Ezpleta 1995, Li 2003) 통하여 사이폰의 성질을 만족하는 구성들을 추이적 행렬에서 유사한 사이폰을 쉽게 구함을 검증하였다. 따라서, 교착상태 연구를 위한 사이폰 추출 기법에 추이적 행렬을 이용한 사이폰 검색 알고리즘을 활용하면 시간과 노력의 감소가 기대된다. 추후 연구로는 사이폰과 트랩의 성질과 추이적 행렬에서의 동질성 여부 등의 성질들을 구현하며 이론적인 증명을 통하여 보다 효율적인 교착상태 확인 및 회피 알고리즘 개발이 필요하다.

참 고 문 헌

1. J.C. Corbett, "Valuating deadlock detection methods for concurrent software," IEEE Transaction on Software Engineering, vol. 22, no. 3, pp. 161-180, Mar. 1996.
2. B. C. Damasceno and X. Xie, "Petri nets and deadlock-free scheduling of multiple-resource operations," Proceeding of the 1999 IEEE System Man and Cybernetic, pp. 878-883, Oct. 1999.
3. D.Y. Chao, "Fewer monitors and more efficient controllability for deadlock control in S^3PGR^2 ," The Computer Journal, vol. 53, no. 10, pp. 1783-1798, Dec. 2010.
4. F. Chu and X.L. Xie, "Deadlock analysis of petri nets using siphon and Mathematical Programming," IEEE Transaction on Robotics and Automation, vol. 13, no. 6, pp. 793-804, Dec. 1997.
5. J. Ezpleta, J.M. Colom, J. Martinez, "Petri net based deadlock prevention policy for flexible manufacturing systems," IEEE Transaction on Robotics and Automation, vol. 11, no. 2, pp. 173-184. April 1995.
6. M.C. Zhou and F.DiCesare, "Petri net synthesis for discrete event control of manufacturing systems," Kluwer Academic Pub., USA, 1993.
7. A. Tarke, "Optimization algorithms applied to large petri nets," PhD. Thess, Texas Tech. Univ., USA. 2001.
8. Z.W. Li and M.C. Zhou, "Deadlock control method using elementary siphon of petri nets," Proceeding of the 2003 IEEE System Man and Cybernetic, vol. 3, pp. 2716-2720, Oct. 2003.
9. Y.S. Huang, "Design of deadlock prevention supervisors using petri nets," The International Journal of Advanced Manufacturing Technology, vol. 35, no. 3-4, pp. 349-362, Dec. 2007.
10. Z.W. Li, M. Uzam, M.C. Zhou, "Deadlock control of concurrent manufacturing processes sharing finite resources," The International Journal of Advanced Manufacturing Technology, vol. 38, no. 7-8, pp. 787-800, Sep. 2008.
11. 김정철, 김진권, 황형수, "Siphon 특성을 이용한 FMS의 Deadlock 해석과 제어," 제어자동시스템공학논문지, 13(7), pp. 677-682, 2007년 7월.
12. Z.W. Li, M.C. Zhou, M.D. Jeng, "Maximally permissive deadlock prevention policy for FMS based on petri nets siphon control and the theory of regions," IEEE Transaction on Automation Science and Engineering., vol. 5, no. 1, pp. 182-188, Jan. 2008.
13. M. Yamauchi and T. Watanabe, "Time complexity analysis of the minimal siphon extraction problem of petri nets," IEICE Transaction Fundamentals, vol. E82-A(11), pp. 2558-2565, Nov. 1999.
14. J. Liu. Y. Itoh. I. Miyazawa, T. Seikiguchi, "Research on petri nets properties using transitive matrix," Proceeding

- of 1999 IEEE System Man and Cybernetic, pp. 888-893, Oct. 1999.
15. 송유진, 이종근, “APN과 인접행렬을 이용한 교차상태 회피에 대한 연구,” 한국 시뮬레이션 학회 논문지, 15(1), pp. 1-10, 2006년 3월.
 16. T. Murata, “Petri nets: properties, analysis an applications,” Proceeding of IEEE, vol. 77, no. 4, IEEE, pp. 541-580, April 1989.
 17. 김종욱, 이종근, “자원 공유 플레이스 추이적 행렬을 이용한 효율적인 교차상태 확인 정책,” 한국시뮬레이션학회논문지, 17(3), pp. 1-9, 2008년 9월.
 18. 정상운, 김종욱, 이종근, “페트리 넷에서 추이적 행렬을 이용한 Siphon 확인 알고리즘,” 한국시뮬레이션학회 추계학술대회, pp. 93-97, 2008년 10월.



김 외 영 (koytour@korea.kr)

2003 국립진주산업대학교 컴퓨터공학과 학사
 2005 국립창원대학교 컴퓨터공학과 석사
 2008 국립창원대학교 컴퓨터공학과 박사수료
 1991~현재 통영시청 재직

관심분야 : 컴퓨터 네트워킹, RFID/USN, 정보화 정책



이 종 근 (jklee@changwon.ac.kr)

1974 숭실대학교 전자계산학과 학사
 1978 고려대학교 경영학 경영학석사
 1987 숭실대학교 컴퓨터공학과 공학석사
 2002 LCGI /Ecole Centrale Paris 컴퓨터공학 공학박사
 1987~1990 LSI / Univ. de Montpellier II 연구원 역임
 1983~현재 창원대학교 컴퓨터공학과 교수

관심분야 : 페트리 넷, FMS 스케줄링 분석, 성능분석, 정보보호 관련 연구