

論 文

확장된 Timed Petri Net을 이용한 통신 프로토콜의 성능분석 알고리즘

正會員 李 哲 熙* 正會員 李 相 鎬** 正會員 金 洪 植***

An Improved Algorithm for Performance Evaluation of Communication Protocol Using Extended Timed Petri Nets

Chul Hee LEE*, Sang Ho LEE**, Hong Sik KIM*** *Regular Members*

要 約 본 논문에서는 통신 프로토콜의 성능 분석을 위한 개선된 알고리즘을 제안한다. 이는 분산 시스템의 성능을 모델링하고 평가하는데 성공적으로 사용되어져 온 시간을 포함하는 확장된 Timed Petri Net 모델을 분석하는 알고리즘이다. 제안된 알고리즘은 일반적인 Timed Petri Net가 free-choice 그리고 safe net이라는 모델링의 제약을 완화하여, 제한적인 병행 처리의 모델링을 허용한다. 그리고 Timed Reachability 그래프의 상태공간을 감소시키기 위해, 최대 수행규칙과 동시점화 트랜지션 집합을 이용한다.

알고리즘의 유용성 및 효율성을 보이기 위하여 Timed Reachability 그래프의 구성과 분석과정을 제시하고, 통신 프로토콜에 적용시켰다.

ABSTRACT In this paper, we represent an improved algorithm of performance evaluation for communication protocol. It is an algorithm that analyzes Extended Timed Petri Net models including time which have been successfully used to model and evaluate the performance of distributed system.

While Timed Petri Nets generally limited to free-choice and safe nets, our algorithm permits the construction of elegant models of restricted concurrent processing. Furthermore, to reduce the state space size of Timed Reachability Graph, we improve the algorithm by using Maximum Firing Rule and sets of simultaneously firing transitions.

Procedures for constructing of Timed Reachability Graphs and analyzing are presented, and we demonstrate the usefulness of this algorithm by applying it to the analysis of the communication protocol.

I. 서 론

프로토콜은 시스템 동작을 모델링하는 대상의 하나로서, 분산된 프로세서들의 상호작용하는 방법을 결정하는 규칙들의 집합이다. 컴퓨터 네트워크 환경하에서의 상호작용, 즉 통신 프로토콜은 개체 간에 메시지를 교환함으로써 이루어진다. 그러므

* 崇實大學校 電子計算學科
Dept. of Computer Science Soong Sil University

** 忠北大學校 電算統計學科
Dept. of Computer Science and Statistics
Chung Buk National University

*** (株) 韓國情報시스템 勤務
Korea Information System Co.,
論文番號 : 89-19 (接受 1988. 10. 31)

로 통신 프로토콜은 메시지의 전송, 번역과 수신한 메시지에 대한 응답방법을 정의한다. 분산컴퓨터 시스템 분야에서 통신 프로토콜의 명세(specification)와 검증(verification)의 문제는 많은 연구가들에 의해 시스템의 수행성능(performance)보다는 정확성(correctness)에 집중되었다.

이러한 통신 프로토콜의 정확성 검증은 시간을 무시하거나, 시간에 독립적인 정확성 검증을 시도해 왔다.^{(4) (7)} 그리하여 시스템의 정확성과 수행성능을 추정하기 위해 사용되어질 수 있는 기법에 상당한 관심이 집중되었다. 많은 연구가들에 의해 제안된 여러 기법 중에서도 Petri Net 모델이 모델링 도구와 실시간 시스템의 평가, 그리고 분산시스템과 통신 프로토콜에 유용한 도구로써 사용될 수 있음이 밝혀져 많은 주목을 받게 되었다.⁽⁸⁾ 이러한 관점에서 시스템 동작에 관련된 시간을 나타내는데 더 효율적인 모델링 방법을 얻기 위하여 기본 Petri Net 정의를 확장, 혹은 변경하는 것이 필요하다는 것을 인식하게 되었고 이러한 방향의 연구가 진행되어 왔다.^{(7) (8) (9)}

그리하여 Timed Petri Net(TPN)으로의 확장파 모델을 분석하는 Timed Reachability Graph(TRG)를 구성하였다. 본 논문에서는 제한적인 병행처리의 모델링을 허용하는 확장된 Timed Petri Net(ETPN)을 분석하기 위해 최다 수행규칙과 동시점화 트랜지션 집합을 이용하여 감소된 상태공간을 갖는 TRG를 구성하는 개선된 알고리즘을 제안한다.

본 논문의 구성은 제 2 장에서 TPN과 ETPN의 정의와 각 모델의 제약조건 및 일반적인 분석방법을 다루고, 제 3 장에서는 병행처리를 포함하는 ETPN 모델의 분석을 위한 개선된 알고리즘과 감소된 상태공간(reduced-state-space)를 갖는 TRG 구성 등에 대해 알아보며, 제 4 장에서는 모델과 개선된 알고리즘에 의한 분석을 예시한다.

II. Timed Petri Net와 Extended Timed Petri Net

II-1. Timed Petri Net

Petri Net에 처음으로 시간을 도입한 것은 Ramchandani 이다. 그는 각 트랜지션(transition)에 하나의 시간속성인 간단한 지연시간(delay time)를 결합하여 나타내었다. 이 지연시간은 한 트랜지션이 점화(firing)를 지속적으로 수행하는데 필요한 시간을 나타내며, Ramamoorthy와 Ho⁽⁹⁾에 의해서 시스템 수행성능을 분석하는데 사용되어졌다.

이러한 TPN은 아래와 같이 정의한다.

- TPN = (P, T, I, O, E, F, μ_0)
- P = {p₁, ..., p_n} 장소의 집합
- T = {t₁, ..., t_n} 트랜지션의 집합
- I = T → P[∞] 트랜지션의 입력함수
- O = T → P[∞] 트랜지션의 출력함수
- E = T → R 트랜지션에 대한 점화가능(enabling) 시간함수
- F = T → R 트랜지션에 대한 점화 시간함수
- μ_0 = P → N Net의 초기 marking
- R, N : 양의 실수 및 양의 정수
- $\mu(p)$: marking 상태에서의 place P의 token 의 수
- #(p, I(t)): 트랜지션 t의 input bag내에 발생하는 place P의 수

TPN 모델은 시간을 고려하지 않은 Petri Net와 달리 다음상태는 하나의 점화시작(start firing)과 하나의 점화종료(end firing)에 의하여 생성되지 않고, 동시에 발생하는 점화시작 집합과 점화종료 집합에 의해 만들어진다. 주어진 상태에서 가능한 다음 상태를 찾기 위한 규칙은 다음과 같다.

처음 상태에서의 소비시간은 0이다. 우선 입력장소에서 토큰의 수에 의해 결정되는 점화 가능한 트랜지션이 몇 개인가를 구한다. 바로 점화를 시작하는 트랜지션의 RFT(remaining firing time, 남은 점화시간) 벡터는 트랜지션 지연시간에 대한 집합이다.

만약 점화가능한 것이 없다면 어떤 점화가 진행중에 있는 것이며, 그 다음 상태는 모든 트랜지션

중 가장 적은 RFT(T_{min})를 갖는 트랜지션의 점화종료에 의해 생성되며, 이때에 그 상태로 존재하는 시간은 T_{min} 이다. 만약 점화가능한 것이 없고 점화가 진행되고 있지 않으면 그 네트는 영원히 현재상태로 남아 있게 된다.

점화 가능시간과 점화시간을 갖는 마크상태는 도달가능 그래프를 만들 수 있으며, TRG를 사용함으로써 성능을 표현할 수 있다.

시스템 상태 특성을 나타내는 TRG는 다음과 같이 구성된다.

(1) 시스템의 상태를 나타내는 마크상태

(2) 각 점화가능 트랜지션이 점화전에 가능상태에 남아 있어야 하는 시간을 나타내는 점화가능시간(remaining enable time) 벡터

(3) 각 점화 트랜지션이 점화를 지속해야 하는 시간을 나타내는 점화시간(RFT) 벡터

이러한 TRG는 성능 측정을 위해서 결정(decision) 노드만을 포함하는 결정 그래프로 통합된다. 결정노드가 아닌 모든 노드들은 제거되며 트랜지션 지연시간은 더하여 계산된다. 이렇게 하여 얻은 결정 그래프로부터 여러개의 성능 측정자를 얻을 수 있다.^{(3) (4)}

위 처럼 TPN을 이용하여 정확성과 수행성능을 분석하는 예는 Ramamoorthy⁽⁹⁾가 제한된 decision-free net에 적용하여 효율적으로 분석하였다. 그러나 decision-free net의 제한성을 완화하기 위해, Zuberek은 decision을 허용, 즉 free-choice 제한성을 더욱 완화하였다.⁽⁶⁾ 경합장소(conflict place)의 허용예는 아래 그림 1 과 같다.

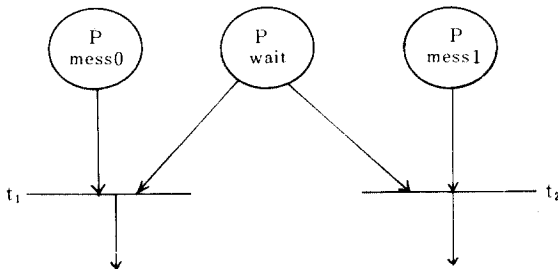


그림 1. 논-프리-choices Petri Net
Non-free-choice Petri Net.

그림 1 은, 한 순간에 단 하나의 메시지만 존재한다면, 두 트랜지션 중 하나만이 enable 상태(mutual disable)가 되기 때문에 그 net는 conflict를 포함하지 않는다.

II-2. Extended Timed Petri Net.

이, 김⁽⁴⁾은 TPN의 모델능력을 확대하기 위해, 트랜지션에 제약조건을 부가함으로써 TPN을 확장하였다. 확장된 TPN은 다음과 같이 정의된다.

ETPN=(P, T, A, Mo, D, Pr, C)

P = { $p_1 \dots p_n$ } 장소의 집합

T = { $t_1 \dots t_m$ } 트랜지션의 집합

A $\subseteq \{P \times T\} \cup \{T \times P\}$ 방향을 갖는 아크의 집합

Mo = { $u_1 \dots u_n$ } 네트에 대한 초기 마크 상태

D = { $d_1 \dots d_m$ } 고정적인(deterministic) 점화시간의 집합

Pr={ $pr_1 \dots pr_m$ } 경합트랜지션(conflict transition)에 대한 확률의 집합

C = { $c_1 \dots c_m$ } 특정한 트랜지션의 제약조건 집합

위의 트랜지션의 확률은 자유선택(free-choice) 장소 P에서의 P의 출력 트랜지션에 대하여 $\sum pr_t = 1$ 의 관계를 가지며, 그 밖의 트랜지션에 대하여 $pr_t = 1$ 이 성립한다. 제약조건(C)는 트랜지션 점화의 환경에 의존하며, 부울(boole) 식으로 표현되고 참, 거짓의 논리값을 갖는다.

위 ETPN의 도달가능성 그래프의 구성은 TPN의 방법과 거의 동일하며, 다음의 내용이 다르다. ETPN의 점화순서는 가장 적게 남은 점화시간(RFT)의 선택과 제약조건 아래에 있는가에 따라 결정된다.^{(3) (4)}

III. 개선된 알고리즘에 의한 ETPN의 성능분석

Ⅲ-1. 개선된 상태 탐사 방법

일반적으로, 도달성 그래프를 이용해 Petri Net 를 분석할때 Place의 수 p가 증가함에 따라 서로 다른 노드(상태) 수가 최악의 경우 $O(N^p)$ 로 증가한다.⁽⁶⁾ 또한, 임의의 한 상태에서 동시에 점화 가능한 트랜지션(simultaneously firing transition)들이 여러개일 경우에 Petri Net 분석의 복잡도 역시 크게 증가하므로, 중복되는 모든 점화 순서를 제거하여, 도달성 그래프의 상태 공간을 감소시킬 수 있다.⁽²⁾

[정의 1] 최다 수행 규칙(Maximum Firing Rule : MFR)

- M_k : K번째 상태점 집합(marking set)
- T_k : M_k 로부터 점화된 트랜지션 집합
- $I(t)$: $t \in T_k$, 트랜지션 t의 입력 place 집합일 경우, 만일 $t_1, t_2, \dots, t_n \in T_k$ 이고, $I(t_1) \cap I(t_2) \cap \dots \cap I(t_n) = \emptyset$ 이며 $RFT(t_1) = RFT(t_2) = \dots = RFT(t_n)$ 이면, t_1, t_2, \dots, t_n 들을 동시에 수행(점화)한다.

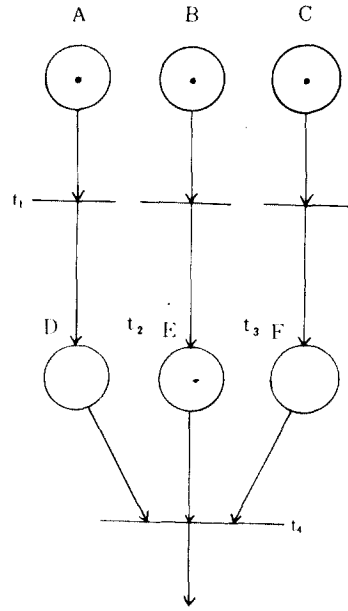
[정의 2] ST(S)를 상태 S에서의 동시 점화 트랜지션 집합이라 하며, 다음의 조건을 만족하는 ST(S)의 한 부분집합 A를 Type-I(S)라 한다.

- (1) A내의 적당한 트랜지션의 subset를 실행(firing) 후 수행가능 트랜지션집합이 정확하게 ST(S)의 나머지 집합(remaining set)이고,
- (2) A내의 모든 트랜지션을 실행후, 수행 가능 트랜지션 집합이 ST(S)의 나머지 집합, 즉 ST(S)-A를 포함한다.

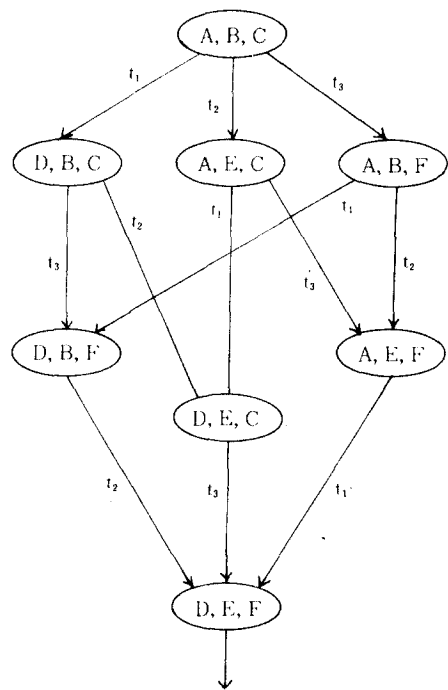
[정의 2]는 상태를 두 종류로 구분한다.

- Pertinent 상태: S 상태에서 ST(S)에 포함되지 않았던, 새로운 트랜지션이 수행가능하게 되는 상태
- Intermediate 상태: 새로운 트랜지션이 수행 가능하게 되지 않는 상태

이러한 intermediate 상태들은 도달성 그래프에서 제거되고, Type-I(S)에 포함되는 트랜지션들에 의해 얻어지는 상태들은 pertinent 상태가 된다.⁽²⁾ 위의 [정의 1]과 [정의 2]를 적용함으로써



(a) Petri Net



(b) 기존 규칙

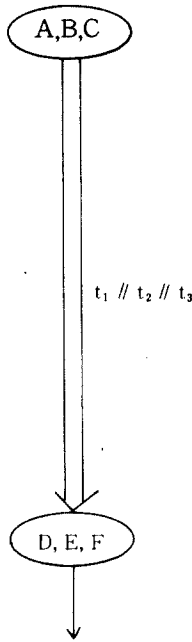


그림 2. 도달성 그래프의 특성
Characteristic of Reachability Graph.

ETPN에 병행처리 표현을 허용하여 통신 프로토콜의 모델링 제한을 완화하였다. [정의 1], [정의 2]에 의해 실행된 예는 아래 그림 2와 같다.

위 그림 2의 (c)는 개선된 규칙에 의해 얻어진 것으로 TRG를 구성할때 상태공간의 크기를 상당히 감소시켜 준다.

III-2. Timed Reachability Graph

ETPN의 TRG는 초기상태에서 시작하고 도달 가능한 다음 상태를 구함으로써 만들어진다.

다음 알고리즘은 병행시스템 모형화에 개선된 규칙을 적용하여 다음 상태를 계산하는 과정과 모든 상태 공간을 구성하는 방법을 나타내는데 이는 TRG를 구성하는 방법⁽³⁾을 개선한 것이다.

Holliday & Vernon⁽³⁾의 그림 1의 자료를 이용하여 제안된 알고리즘을 실행시킨 결과가 표 1 과 같다.

표 1. 도달가능 상태의 집합
Reachability states for Fig.1

State	Marking			fired transition	RFT	Next state & probability
	P 1	P 2	P 3			
0	1	0	1		(t1 : 0.0) (t2 : 1)	(1 : 0.6) (2 : 0.4)
1	1	0	1	t2	(t1 : 0.0) (t2 : 1)	0
2	0	1	1	t1	(t3 : 6.73)	3
3	1	0	1	t3	(t1 : 0.0) (t2 : 1)	0

표 1은 Holliday & Vernon⁽³⁾의 TABLE1과 동일한 결과이므로 제안된 알고리즘은 정당하다.

III-3. 결정 그래프(Decision Graph)

앞 장에서 구성한 TRG처럼 커다란 그래프는 분석과 이해가 어려우므로 그래프를 간략화하여 분석과 이해의 효율성을 얻는 결정 그래프를 작성한다. 결정 그래프 G는 레이블이 있는 방향성 그래프이며 다음과 같이 정의 된다.

$$G = (V, D, T, Pr).$$

V : 경합 상태를 나타내는 결정노드 집합

D : 방향성 간선의 집합으로 결정노드 Si에서 도달가능한 결정노드 Sj를 만날때까지의 상태를 모아 간선으로 표현한다.

T : D를 구성하기 위해 필요한 상태지연 시간의 합

Pr. : 각 선택자의 확률로 경합 트랜지션에 대한 확률과 같다.

```

X ← initial state ; X. state ← ready
While at least one ready state ; Y DO /* Y : a set of ready states */
  IF Y is duplicate of an idle state in Z then Y. state ← duplicate
  else /* Z : a set of Y's successor */
    find the set of enables, E, in Y
    find the set of satisfying definition 1.
    let the set of satisfying definition 1 be the MFR conflict set
    partition the set of firable transition into firable conflict sets
    let the set of selectors S be Cartesian Product of firable conflict sets
    calculate probability of using each selector s in S
    for each selector s in S do
      find the transition(Ts) with the smallest RFT and satisfying constraints in E
      IF there exists MFR conflict set then
        find Type--I(m)
        create new pertinent state Z from MFR by firing all Type--I(m) transitions
      else
        endif
      create new state Z from Y by firing transition Ts
      subtracting Tmin from each RFT in Y
      remove tokens from input place of transitions in s
      add tokens to the output of transitions in s
      Z becomes a successor of Y ; Z. state ← ready
    enddo
  Y. state ← idle
endif
enddo
  
```

그림 3. TRG 구성을 위한 알고리즘
Algorithm for Constructing TRG.

결정 그래프는 도달가능 그래프의 동작에 중요한 영향을 미치는 자료만 모아 줄여 표현한 그래프이다.

III-4. ETPN의 성능 분석 방법

도달가능 그래프를 분석하여 자원 이용률 등 성능 측정계수를 얻을 수 있다. 네트 상의 각 트랜지션을 특정한 동작의 자원(resource)으로 가정하면, 자원 이용률은 전체 시간에 대한 관련된 트랜지션의 점화시간의 비율로 얻어진다.

자원 이용률을 계산하기 위한 절차는 다음과 같다.

(1) 결정 그래프를 만든다.

도달가능 그래프에서 두개 이상의 간선을 가지

는 노드를 결정노드라 하며 결정노드들 사이에 있는 모든 중간의 노드를 생략하고, 결정노드 사이의 간선들은 하나의 간선으로 표현된다.

(2) 각 간선의 i 의 수행비율(traversal rate), R_i 를 구한다.

결정 그래프 상에서 밖으로 나가는 간선(out-going edge)의 수행비율은 해당 간선의 분기확률(branching probability), $Pr_{.i}$ 와 들어오는 간선(incoming edge)의 수행비율로 나타내어진다.

$$R_i = Pr_{.i} \sum R_j, j \in I(i)$$

$I(i)$: 간선 i 에 대한 들어오는 간선들의 집합

(3) 각 간선에 소요된 시간의 비율(FT_i)를 구한다

다.

각 간선을 수행하는데 소요된 시간의 양을 W_i 라 하며, $W_i = (R_i)(T_i)$ 로 나타낼 수 있다. 각 간선 R_i 의 수행시간 비율 FT_i 는 다음 식과 같다.

For all i ,

$$FT_i = \frac{W_i}{\sum_{all j} W_j}$$

T_i : 간선 i 의 총 수행 시간.

(4) 자원 이용율(final result)을 구한다.

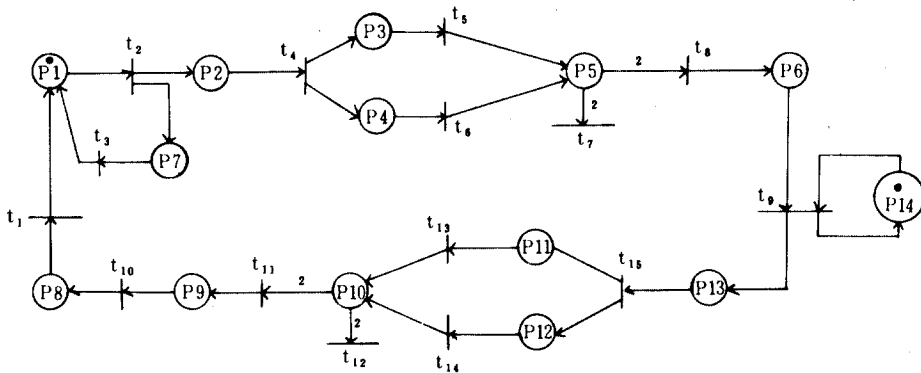
(3)에서 계산한 FT_i 를 이용하여, 자원 이용율을 다음과 같이 계산한다.

$$\text{final result} = \sum_{all i} (FT_i) (b_i)$$

b_i : 간선 R 에서 자원이 소요한 시간의 비율.

IV. 통신 프로토콜의 성능 분석

본 장에서는 전송한 메시지가 분실되었을 때



transition

- t_1 : select a packet
- t_2 : send a packet
- t_3 : timeout for retransmission
- t_4 : accept a packet from sender
- t_5, t_{13} : flow control in the network
- t_6, t_{14} : congestion control in the network
- t_7 : packet loss
- t_8 : transfer a packet to receiver

transition

- t_9 : send ACK
- t_{10} : receive ACK
- t_{11} : transfer ACK to sender
- t_{12} : ACK loss
- t_{15} : accept ACK from receiver

그림 4. 간략화한 프로토콜 모델
Model of Simple Protocol

일정한 시간이 경과한 후 동일한 메시지를 재전송하는 통신 프로토콜인 변경 비트 프로토콜을 간략화한 모델의 성능 분석 과정을 살펴본다. 이 모델은 Razouk와 Phelps⁽⁹⁾, 이 김⁽⁴⁾의 예로부터 병행처리 기능을 표현하기 위해 일부 수정하였으나 나머지의 변수들은 Razouk와 Phelps의 모델과 동일하다.

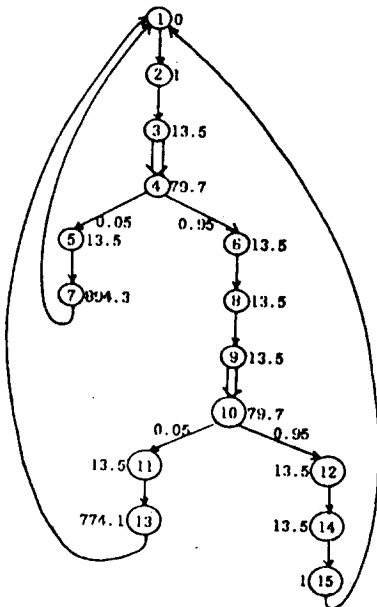
이 통신 프로토콜은 송신측이 보낼 패킷을 선택(t_1)하여 전송(t_2)한 뒤, 응답을 기다리며, 패킷 분실시 패킷을 복구하기 위해 타임아웃(t_3)을 수행한다. 반면에, 수신측은 패킷을 기다리며 받는 즉시 응답을 송신측에 전달(t_9)한다.

두 송수신간의 매체인 네트워크의 기능인 흐름 제어(flow control)와 밀집 제어(congestion control)를 병행처리의 모델링을 위해 표현하였고, t_5 과 t_{13} 에서는 각각 패킷과 응답을 분실하는 것으로 가정하며, t_7 과 t_{12} 실행이후에 원상으로 복원되기 위해서는 타임아웃(t_3)의 delay time을 경과한 후 t_3 의수행을 통해 원상복원되고, 네트워크 내의 노드와 노드간의 재전송은 고려치 않았다.

표2는 Net내의 각 트랜지션들의 수행시간, 점화 확률, 그리고 제약사항을 나타내어 주며 두개의 경합집합 $\langle t_7, t_8 \rangle, \langle t_{11}, t_{12} \rangle$ 를 포함한다. 그리고 각 트랜지션들의 수행시간은 Razouk와 Phelps⁽⁸⁾의 모델에 따라 1001 msec의 타임아웃과 packet을 처리하기 위한 13.5 msec 그리고 네트워크내의 수행기능을 위해 79.7 msec를 가정하였다.

TRG는 초기상태 $\langle p_1, p_{14} \rangle$ 로 부터 시작되며, 그림 4와 표 2를 이용한 TRG구성 알고리즘에 의해 표 3의 도달가능 상태의 집합을 얻으며, 그림 5와 같이 형성되어 모델 동작(behavior)의 이해와 검증에 할 수 있다.

한 모델의 성능 분석은 TRG로부터 결정 그래프를 구함으로써 시작되며, 그림5의 결정 그래프는 그림6과 같고, 각 간선의 b_i 는 간선의 수행시간에 대한 트랜지션 $t_4, t_5 // t_6, t_7$ 혹은 $t_4, t_5 // t_6, t_8$ 의 점화 시간의 비율들의 합으로,



⇒ : 동시 점화
 간선위의 수: 점화 확률
 ③ 13.5 : 상태 2에서 상태 3으로의 전이 시간

그림 5. 시간을 포함한 도달 가능한 그래프
 Timed Reachability Graph.

$$b_1 = 13.5 / 1002 + 79.7 / 1002 + 13.5 / 1002 = 0.1065$$

$$b_2 = 13.5 / 120.2 + 79.7 / 120.2 + 13.5 / 120.2 = 0.8876 \text{를 얻는다.}$$

결정 그래프로부터 각 간선의 상대 수행비율 R_1 를 구할 수 있다.

$$R_1 = .05(R_1 + R_3 + R_4) \quad R_2 = .95(R_1 + R_3 + R_4)$$

$$R_3 = .05(R_2) \quad R_4 = .95(R_2)$$

$$R_1 \text{의 값을 } 1 \text{로 가정하면, } R_2 = 19, R_3 = .95, R_4 = 18.05 \text{를 얻는다.}$$

표 2. 트랜지션의 속성
 The Attribute of Transition.

transition	delay	probability	constraint
1.	1	1	1
2	1	1	1
3	1001	1	$\overline{P_9}$
4	13.5	1	1
5	79.7	1	1
6	79.7	1	1
7	13.5	0.05	1
8	13.5	0.95	1
9	13.5	1	1
10	13.5	1	1
11	13.5	0.95	1
12	13.5	0.05	1
13	79.7	1	1
14	79.7	1	1
15	13.5	1	1

수식(3)에서 얻은 모든 간선의 총 수행시간 (6330msec)에 대한 각 간선의 수행시간의 비율 (FT_i)을 구하면 다음과 같다.

$$FT_1 = \frac{1002}{6330} = .158 \quad FT_2 = \frac{2283.8}{6330} = .361$$

$$FT_3 = \frac{837.7}{6330} = .132 \quad FT_4 = \frac{2205.7}{6330} = .349$$

각 FT 를 이용하여 자원 이용율을 구하면 다음과 같다.

$$\text{final result} = \sum_i (FT_i)(b_i) = .3374$$

즉, 변경 비트 프로토콜의 하나의 패킷을 전송하는데 사용되는 전송매체의 이용율은 0.3374이다. 위와 같이 간략화한 프로토콜 모델은 18.05개의

패킷을 전송하기 위해 평균6330(msec)를 소요하므로 throughput은 2.85(packets / sec)이다

표 3. 도달가능 상태의 집합
The set of reachable states

State	marking														fired transition	RFT	next state & probability
	P1	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8	P9	P10	P11	P12	P13	P14			
1	1													1	t2	(t2:1)	2
2		1					1							1	t2	(t3:1001)(t4:13.5)	3
3			1	1			1							1	t4	(t3:987.5)(t5:79.7)(t6:79.7)	4
4					2		1							1	t5 / t6	(t3:907.8)(t7:13.5)(t8:13.5)	(5:0.05)(6:0.95)
5							1							1	t7	(t3:894.3)	7
6						1	1							1	t8	(t3:894.3)(t9:13.5)	8
7	1													1	t3	(t2:1)	1
8							1					1		1	t9	(t3:880.8)(t15:13.5)	9
9							1				1	1		1	t15	(t3:867.3)(t13:79.7)(t14:79.7)	10
10							1			2				1	t13 / t14	(t3:787.6)(t11:13.5)(t12:13.5)	(11:0.05)(12:0.95)
11							1							1	t12	(t3:774.1)	13
12								1						1	t11	(t10:13.5)	14
13	1													1	t3	(t2:1)	1
14								1						1	t10	(t1:1)	15
15	1													1	t1	(t2:1)	1

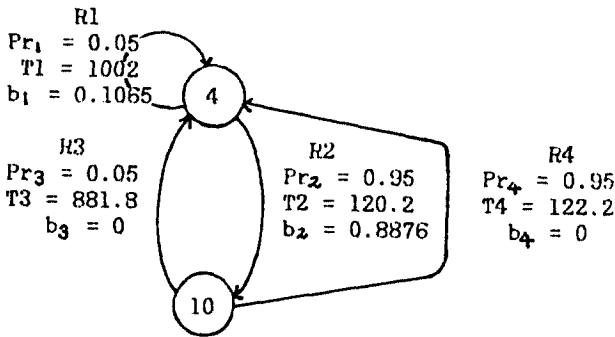


그림 6. 결정 그래프
Decision Graph

늘어나게 되는데, 이러한 상태공간을 감소시키기 위한 개선된 성능 분석 알고리즘을 제시하였다.

제시된 알고리즘은ETPN 모델링에 병행처리의 허용과 감소된 상태공간을 갖는 Timed Reachability Graph를 생성한다. 또한 TRG를 생성함과 동시에 모델의 정확성 예를 들어, 교착상태에, 대한 검증도 일부 수행한다. 제안된 알고리즘의 유용성을 보이기 위하여 생성된 TRG를 이용하여 통신 프로토콜 시스템의 자원들에 대한 이용률 등을 분석하였다.

앞으로의 연구과제는 보다 복잡한 프로토콜의 효율적인 모델링 기법의 연구와 정확성 검증을 위한 TRG의 활용문제이다.

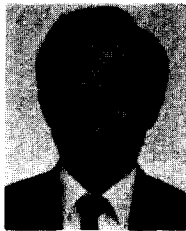
V. 결 론

ETPN으로 표현된 통신 프로토콜의 동작표현과 성능 분석은 도달성 그래프를 이용하여 수행하나, 모델대상의 복잡도에 비례하여 상태공간이

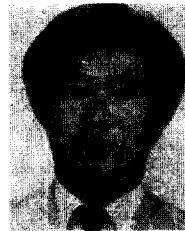
參 考 文 獻

1. J.P. Courtiat, J.M. Ayache, and B. Algayres, "Petri

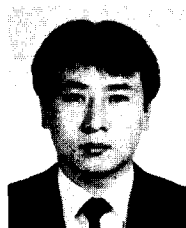
- nets are good for protocols", Computer Communication Review, Vol. 14, No. 2, pp. 66-74, 1984.
2. S.T. Dong, "The modeling, analysis and synthesis of communication protocols", Ph. D thesis, University of California, Berkeley, pp. 88-111, 1983.
 3. M.A. Holliday and M.K. Vernon, "A generalized timed petri net model for performance analysis", IEEE Trans. on SE Vol. SE-13, No. 12, pp. 1297-1310, 1987.
 4. 이동호, 김종상, "통신 프로토콜의 성능분석을 위한 확장된 Timed Petri Net 모델", 정보과학회논문지, 15권 2호, pp. 141-148, 1988.
 5. G.H. Masapati and G. M. White, "Algorithms for the reduction of timed finite state graphs", Computer Communication Review, Vol. 17, No. 5, pp. 198-216, 1987.
 6. J.L. Peterson, "Petri net theory and the modeling of systems", Prentices-Hall 1981.
 7. R.R.Razouk, "The derivatinn of performance expressions for communication protocols from timed petri net models", "Computer Communication Review, Vol. 14, No. 2, pp. 210-217, 1984.
 8. R.R.Razouk and C.V.Phelps, "Performance analysis using timed petri nets", Protocol Specification, Testing and Verification, North Holland Pud. Co.,
 9. C.V.Ramamoorthy and G.S.Ho, "Performance evaluation of asynchronous concurrent systems using petri nets", IEEE Trans. on SE., Vol. SE-6, No. 5, pp. 440-449, Sep., 1980.



李 哲 熙 (Chul Hee LEE) 正會員
 1934年 4月18日生
 1958年 6月: 陸軍士官學校(理學士)
 1962年 8月: 美Purdue大學校大學院 電氣工學科(工學碩士)
 1988年 2月: 中央大學校 大學院 電子計算學科(理學博士)
 1962年 9月~1973年 2月: 陸軍士官學校 電子工學科 教授
 1973年 3月~現在: 崇實大學校 電子計算學科 教授
 現在: 韓國情報科學會長



李 相 鎬 (Sang Ho LEE) 正會員
 1953年 3月15日生
 1976年: 崇實大學校電子計算學科 卒業
 1981年: 崇實大學校 大學院 電子計算學科 卒業(工學碩士)
 1989年: 崇實大學校 大學院 電子計算學科 卒業(工學博士)
 1976年~1979年: 韓國電力電子計算所勤務
 1981年~現在: 忠北大學校電算統計學科教授



金 洪 植 (Hong Sik KIM) 正會員
 1965年 5月3日生
 1987年: 忠北大學校 計算統計學科 卒業
 1989年: 崇實大學校 大學院 電子計算學科 卒業
 現在: (株)韓國情報시스템勤務