

論文96-33B-7-2

# 유한한 버퍼를 가지는 IEEE 802.4 토큰패싱시스템의 성능해석

## (Performance Analysis of the IEEE 802.4 Token Passing System with Finite Buffers)

朴庭佑\*, 文湘勇\*, 權旭鉉\*

(Jung Woo Park, Sang Yong Moon, and Wook Hyun Kwon)

### 요 약

본 논문에서는 IEEE 802.4의 토큰패싱시스템의 성능을 해석하였다. 네트워크상의 각 노드는 유한한 수의 버퍼와 유한한 토큰소유시간을 가지며 각 노드에서의 부하는 비대칭임을 가정하였다. 우선순위의 구조는 고려되지 않았다. 네트워크가 평형상태에 있을 때 평균 토큰순환시간을 해석적 방법으로 구하였다. 또한 큐길이의 분포와 토큰회전시간사이의 근사행렬을 유도하여 평균 대기시간과 거부확률을 구하였다. 본 연구의 해석적 방법에 의해 구한 결과를 모의실험의 결과와 비교하여 그 차이가 크지 않음을 보였다.

### Abstract

In this paper, the performance of the IEEE 802.4 token-passing system is analyzed under the assumption that all nodes have finite buffers and finite THT (Token Holding Time). The loads generated at nodes are assumed to be asymmetric. The priority mechanism is not considered. This paper derives an approximate matrix equation of the queue length distribution in terms of the number of nodes, frame arrival rate and mean service time of a frame in steady state. Based on the matrix equation, the mean token rotation time, the mean waiting time and the blocking probability are derived analytically. The analytic results are compared with simulation results in order to show that the deviations are small.

### I. 서 론

토큰패싱방법은 공유하는 통신매체를 통해서 데이터 통신을 하는 네트워크에서 토큰을 가지고 있는 노드만이 데이터 프레임을 전송할 수 있도록 제한하는 전송매체접근제어 방법이다. 노드에 토큰이 도착하면 토큰패싱방법의 정해진 규칙에 따라 프레임이 전송된다. 이러한 토큰패싱방법은 공유되는 통신매체에 대한 다중접근에 따라 발생하는 문제점을 해결하기 위해 가장 많이 사용되는 전송매체접근제어 방법중 하나이다.

토큰패싱방법을 사용하는 통신 네트워크를 토큰패싱 시스템이라고 한다. 토큰패싱시스템은 데이터 프레임을 전송하는 방식에 따라 두 가지로 나누어 진다. 하나는 폴링시스템이며 또 하나는 타이머제어형 토큰패싱시스템이다. 폴링시스템에서는 노드가 토큰을 가지고 있는 동안 전송할 수 있는 프레임의 갯수는 일정한 수로 제한된다<sup>1)</sup>. 타이머제어형의 토큰패싱시스템에서는 한번 토큰을 소유하는 동안 전송할 수 있는 프레임의 갯수는 토큰소유시간 (Token Holding Time: THT)에 의해 제한된다<sup>2)</sup>. 전송된 프레임들의 전체 송신시간이 토큰소유시간을 초과하면 토큰은 반드시 다음 노드로 전달되어야 한다.

\* 正會員, 서울大學校 電氣工學部 및 制御計測新技術 研究센터

(School of Electrical Eng., Seoul Nat'l Univ.)

接受日字:1996年1月3日, 수정완료일:1996年6月17日

IEEE 802.4와 같은 타이머제어형의 토큰패싱시스템은 유한한 버퍼와 비대칭형의 부하를 가지는 산업용

네트워크에 널리 사용되고 있다. 그러므로 유한한 버퍼와 비대칭형의 타이머제어형 토큰패싱시스템의 해석은 중요한 의미를 가진다고 할 수 있다.

유한한 버퍼를 가지는 타이머제어형 토큰패싱시스템을 직접 해석하는 것은 아주 복잡하기 때문에, 폴링시스템의 해석 결과를 이용해서 타이머제어형 토큰패싱시스템을 해석하고자 하는 연구가 많이 있었다<sup>[13]-[18]</sup>. 폴링시스템의 해석을 응용하는 경우에는 당연히 오차가 존재하게 된다. 더욱이 폴링시스템이 유한한 버퍼를 가지는 경우에는 이를 해석하는데 많은 양의 계산이 필요하다. 예를 들면, 참고문헌 [9] 와 [10]에 있는 수식의 행렬연산식은 각각  $\sum_{i=1}^N \prod_{j=1, j \neq i}^N (Q_j + 1) + \sum_{i=1}^N \prod_{j=1, j \neq i}^N (Q_j + 1)$  개와  $\prod_{i=1}^N (Q_i + 1) - 1$ 개의 미지수를 가진다( $N$ : 노드의 개수,  $Q_i$ : 버퍼의 개수).

타이머제어형 토큰패싱시스템을 직접 해석하는 지금까지의 연구결과들은 하나의 버퍼를 가지거나 무한한 버퍼를 가지는 것으로 가정하여, 유한한 버퍼를 가지는 경우에 실제의 토큰패싱시스템에 적용하기는 어렵다<sup>[11]-[13]</sup>. 유한한 버퍼를 가지는 것으로 가정한 다른 해석은 부하가 대칭형이거나 고정된 부하를 가지는 네트워크에만 적용될 수 있는 결과를 제시하였다<sup>[14], [15]</sup>. 참고논문 [18]에서는 유한한 버퍼를 가지고 비대칭인 부하를 가정하는 타이머제어형 토큰패싱시스템을 해석하였다. 그러나 [18]에서는 노드가 토큰을 가지고 있을 때에는 전송해야 할 새로운 프레임이 도착하지 않는다고 가정하여 실제의 토큰패싱시스템과는 차이를 보인다. 따라서, 실제의 토큰패싱시스템과 같이 유한한 버퍼를 가지고 비대칭형의 부하를 가정하며 프레임의 도착에 제한이 없는 경우에 대한 토큰패싱시스템의 해석은 지금까지 이루어지지 않았다.

본 논문에서는 유한한 버퍼를 가지고 비대칭형의 부하를 가지는 IEEE 802.4 토큰패싱시스템의 성능을 해석하였다. 또한 전송해야 할 프레임은 항상 도착할 수 있도록 하였다. IEEE 802.4의 토큰패싱시스템은 대표적인 타이머제어형 토큰패싱시스템이며<sup>[17]</sup>, 근거리통신망의 전송매체접근제어(Medium Access Control: MAC)로서 널리 사용되고 있는 국제 표준의 통신 규약이다<sup>[16], [19]</sup>. 예를 들면, MAP(Manufacturing Automation Protocol)의 MAC계층으로 사용되고 있는 규약이기도 하다<sup>[20], [21]</sup>.

본 논문에서는 큐길이의 분포와 평균 대기시간과 평

균 토큰회전시간을 유도하였다. 사용된 모델은 기존의 다른 연구와 비교할 때 실제의 IEEE 802.4 토큰패싱시스템에 더욱 가깝도록 제시되었다. 본 논문에서는 유한한 버퍼를 가정하였기 때문에 근사적인 해석 기법을 사용하였지만 상당히 정확한 결과를 얻을 수 있었다.

본 논문은 다음과 같이 구성되었다. 제2절에서는 모델이 설명되었다. 제3절에서는 평균 토큰회전시간이 유도되었다. 제4절에서는 평균 대기시간이 유도되었다. 제5절에서는 해석 결과와 모의실험의 결과가 그래프를 통하여 비교되었다. 제6절에서는 결론과 향후 연구방향이 제시되었다.

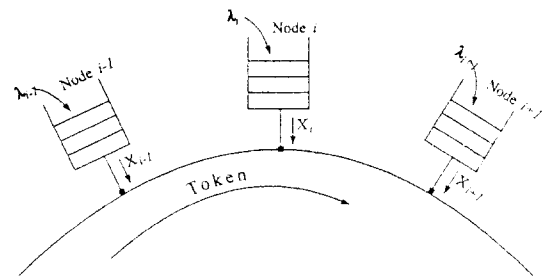


그림 1. IEEE 802.4 토큰패싱시스템  
Fig. 1. IEEE 802.4 token passing system.

## II. 토큰패싱시스템의 모델

본 논문에서는 IEEE 802.4 토큰패싱시스템을 비대칭형이고 타이머제어형인 토큰패싱시스템으로 모델링하였다. 모델링된 토큰패싱시스템의 네트워크에는  $N$ 개의 노드가 있으며 각 노드는 서로 다른 부하를 가지며 유한한 버퍼를 가지고 있다. 또한 최고 우선순위의 프레임만 존재하는 것으로 가정하였다. 한 번 토큰이 도착했을 때 전송할 수 있는 프레임의 개수는 토큰소유시간에 의해 제한된다. 토큰이 도착하면 노드는 버퍼에 있는 프레임을 전송한 후 토큰소유시간에 의해 지정된 시간이 다 지났는지 검사한다. 만약 버퍼에 전송해야 할 프레임이 남아 있지 않거나 토큰소유시간으로 지정된 시간이 초과되었다면 토큰을 다음 노드에게 전달한다. 각 노드에서 프레임 전송 시간의 확률분포와 토큰을 전달하는데 걸리는 시간에 대한 제약은 없다. 프레임이 노드에 도착하는 확률분포는 프와송 분포를 따른다. 노드에 프레임이 도착했을 때 버퍼가 가득 차 있다면 그 프레임은 거부된다. 거부된 프레임은 잃어버리게 된다. 그림 1에서 보이는 바와 같이, 각각의 노드에 독

립적으로 도착한 프레임들은 버퍼에서 전송을 기다리게 된다. 토큰을 가지고 있는 노드만이 공유하는 전송 매체를 사용하여 버퍼에 기다리고 있는 프레임을 전송할 수 있는데, 토큰소유시간에 의해 지정된 시간을 초과하거나 버퍼가 비게 되면 토큰을 다음 노드에게 전달해야 한다. 토큰을 전달하는데 걸리는 시간은 네트워크의 전송율과 전달하고자 하는 노드와의 거리등에 의해 결정된다.

본 논문에서 사용된 기호들은 아래에 그 의미가 설명되었다.

$Q_i$ :  $i$ 번째 노드에서의 버퍼의 크기

$N$ : 네트워크상의 노드의 총수

$THT_i$ :  $i$ 번째 노드의 토큰소유시간

$X_i$ :  $i$ 번째 노드에서 하나의 프레임을 전송하는 평균 시간

$x_{i,j}$ : 확률변수,  $i$ 번째 노드에서  $j$ 번째 프레임의 전송 시간

$t_i$ :  $i$ 번째 노드에서 토큰을 소유했을 때 데이터 프레임을 전송하는 총시간의 평균

$O_i$ :  $i$ 번째 노드에서 그 다음 노드로 토큰을 전달하는데 걸리는 시간의 평균

$\lambda_i$ :  $i$ 번째 노드의 평균 프레임 도착률

$Bp_i$ :  $i$ 번째 노드의 거부확률

$Mq_i$ :  $i$ 번째 노드에 프레임이 도착했을때 평균큐길이

$T$ : 평균 토큰회전시간

$W_i$ :  $i$ 번째 노드의 평균 대기시간

$s_{i,j}$ :  $i$ 번째 노드에 토큰이 도착했을때 큐길이가  $j$ 와 같을 확률 ( $1 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq Q_i$ )

$e_{i,j}$ :  $i$ 번째 노드에서 토큰을 다음 노드에게 전달할 때 큐길이가  $j$ 와 같을 확률 ( $1 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq Q_i$ )

$d_{i,j}$ :  $i$ 번째 노드에 프레임이 도착할 때 큐길이가  $j$ 일 확률 ( $1 \leq i \leq N, 0 \leq j \leq Q_i$ )

$p_{i,j}$ :  $i$ 번째 노드에서  $j$ 개의 프레임이 전송될 확률 ( $1 \leq i \leq N$ )

$D_i$ :  $(Q_i+1) \times 1$   $i$ 번째 노드에 프레임이 도착할 때 큐길이 분포 행렬 ( $1 \leq i \leq N$ )  $D_i \equiv [d_{i,0} d_{i,1} \dots d_{i,Q_i}]^T$

$S_i$ :  $(Q_i+1) \times 1$ ,  $i$ 번째 노드에 토큰이 도착할 때 큐길이 분포 행렬 ( $1 \leq i \leq N$ )  $S_i \equiv [s_{i,0} s_{i,1} \dots s_{i,Q_i}]^T$

$E_i$ :  $(Q_i+1) \times 1$ ,  $i$ 번째 노드에서 토큰을 다음 노드에게 전달할 때 평균 큐길이 분포 행렬 ( $1 \leq i \leq N$ )  $E_i \equiv [e_{i,0} e_{i,1} \dots e_{i,Q_i}]^T$

### III. 평균 큐길이 분포와 평균 토큰회전시간

$TAI_{i,n}$ (Token Arrival Instant) 와  $TDI_{i,n}$ (Token Departure Instant)가 각각 네트워크상의  $i$ 번째 노드의  $n$ 번째 토큰순환에서 토큰도착순간과 토큰출발순간을 나타낸다고 하면, 그림 2와 같은 시간 간격을 가지게 된다.

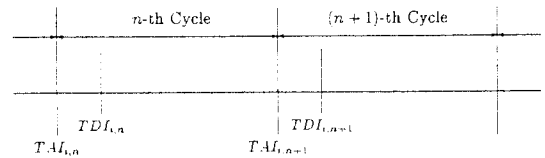


그림 2. 토큰의 도착순간과 출발순간

Fig. 2. Arrival and departure instants of the token.

토큰패싱시스템이 평형상태에 이르게 되면 두개의 연속된 토큰도착순간 또는 두개의 연속된 토큰출발순간의 시간 간격의 평균값을 생각해 볼 수 있다. 평균 토큰회전시간과 평균 노드전송시간에 대한 다음과 같은 수식으로 표현할 수 있다.

$$T = \sum_{i=1}^N (O_i + t_i) \tag{1}$$

$$t_i = X_i \sum_{j=1}^{\infty} j p_{i,j} \tag{2}$$

위의 두개의 수식은 쉽게 얻어질 수 있으나, 위의 수식을 풀기 위해서는  $p_{i,j}$  와  $T$  사이의 관계를 나타내는 다른 수식이 필요하다. [18]에서는  $p_{i,j}$ 와  $S_i$ 와  $T$  사이의 관계식이 쉽게 유도될 수 있었다. 왜냐하면 노드가 토큰을 소유하고 있을 때에는 전송할 다른 프레임이 큐(버퍼)에 도착하지 않는 것으로 가정하고 있기 때문이다. 만약, 토큰을 소유하고 있는 동안에 새로운 프레임이 도착하지 않는다면 전송할 수 있는 프레임 갯수의 최대치가 쉽게 결정되고 프레임을 전송하는

중에 큐길이를 정확하게 계산할 수 있으므로 위의 관계식이 간단하게 유도된다. 본 논문에서는 위와 같은 가정을 적용하지 않고, 토큰을 소유하고 있는 동안에도 새로운 프레임이 큐에 도착할 수 있는 모델을 설정하여 해석하였다. 이러한 모델이 실제의 IEEE 802.4 토큰패싱시스템을 더욱 정확히 표현하게 된다.

본 논문에서는 평균 토큰회전시간과 평균 노드전송시간을 평균치의 개념을 이용하여 유도하였다. 노드에 토큰이 도착하여 프레임을 전송하는 동작을 면밀히 관찰하면 큐길이의 변화를 알아낼 수 있다. 이것은 다음과 같은 방법으로 이루어진다. 먼저, 토큰도착순간에서의 큐길이 분포  $S_i$ 와 토큰출발순간까지  $j$ 개의 프레임이 서비스될 확률  $p_{i,j}$ 간의 관계식을 구한다. 그 다음 이 관계식으로 부터 토큰출발순간의 큐길이 분포  $E_i$ 를 유도하여 결국  $E_i$ 와  $S_i$ 간의 관계식이 세워진다. 이로부터 평균 노드전송시간  $t_i$ 와 평균 토큰회전시간  $T$ 를 유도할 수 있다.

이제 토큰도착순간에서의 시스템의 상태를 살펴보자. 토큰도착순간에 노드는 큐가 비어 있는지 검사한다. 만약 큐가 비어 있지 않으면 큐잉된 첫 프레임을 전송한다. 프레임의 전송을 마친 다음, 노드는  $THT_i$  시간이 초과했는지 검사한다. 만약  $THT_i$ 가 초과되지 않았으면 큐에서 기다리고 있는 다음 프레임을 전송한다. 이러한 동작은  $THT_i$ 로 주어진 시간이 초과되거나 큐가 빌 때까지 계속해서 반복된다.  $THT_i$ 로 주어진 시간이 초과되었는지 검사하는 시점은 하나의 프레임을 완전히 전송한 다음이므로, 노드는 실제로  $THT_i$ 로 주어진 시간보다 더 많은 시간 동안 토큰을 소유할 수 있다. 노드가 토큰을 소유하고 있을 때에도 새로운 프레임이 도착할 수 있기 때문에  $p_{i,j}$ 는  $s_{i,j}$ 와 프레임의 전송시간의 분포와 프레임의 도착률에 의해서 결정된다. 한번 토큰을 소유할 때에 전송할 수 있는 프레임의 최대 갯수는 이론적으로  $Q_i$ 개를 넘어서 무한히 큰 값이 될 수도 있다. 이런 경우는 각 프레임의 길이가 극히 짧아서 전송하는 시간이 극히 작고, 전송할 프레임이 큐로 충분히 많이 도착할 때에 발생할 수 있다. 그러나 실제의 토큰패싱시스템에서는 프레임의 형식에 따른 기본 길이가 정해져 있기 때문에 무한히 작은 크기의 프레임은 존재하지 않으므로 실제로 한번의 토큰소유시간 동안에 전송할 수 있는 프레임의 갯수는 제한된다.

$\tau_{i,k}$ 를 노드  $i$ 에서  $t_i$  시간동안  $k$ 개의 프레임이 도

착할 확률이라고 하자. 여기서,  $t_i$  시간을  $M$ 개의 동일한 시간 간격으로 분할하여 최대  $M$  개의 프레임이  $t_i$  시간동안 도착한다고 하자. 그러면 노드  $i$ 에 토큰이 도착했을때 큐가 가득차 있는 경우에도 최대  $Q_i + M$ 개의 프레임까지만 전송할 수 있다. 따라서, 식 (2)는 다음과 같이 다시 쓸 수 있다.

$$t_i = X_i \sum_{j=1}^{Q_i+M} j p_{i,j} \quad (3)$$

$M$ 을  $M \gg Q_i$ 와 같이 두면  $i$ 번째 노드에서  $j$ 개의 프레임이 전송될 확률은 (4)와 같다.

$$p_{i,j} = \begin{cases} s_{i,0} & j=0 \\ a_{i,j} \sum_{k=0}^{j-1} \tau_{i,k} s_{i,k} + \beta_{i,j} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{l=0}^{Q_i-k} \tau_{i,l} s_{i,k} + \beta_{i,j} \sum_{l=0}^{M-Q_i} \tau_{i,l} s_{i,k} & 0 < j < Q_i \\ a_{i,j} \sum_{k=0}^{Q_i} \tau_{i,k} s_{i,k} + \beta_{i,j} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{l=0}^{Q_i-k} \tau_{i,l} s_{i,k} & Q_i \leq j \leq M \\ a_{i,j} \sum_{k=0}^{M-Q_i} \tau_{i,k} s_{i,k} + \beta_{i,j} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{l=0}^{Q_i-k} \tau_{i,l} s_{i,k} & M < j < Q_i + 1 + M \\ a_{i,M+Q_i} \tau_{i,M} s_{i,Q_i} & j = Q_i + M. \end{cases} \quad (4)$$

여기서  $a_{i,j}$ 와  $\beta_{i,j}$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$a_{i,j} \equiv P[z_{i,j} < THT_i] \quad (5)$$

$$\beta_{i,j} \equiv P[z_{i,j} \geq THT_i, z_{i,j-1} < THT_i],$$

$z_{i,j}$ 는 다음과 같이 정의되는 확률변수이다.

$$z_{i,j} = \sum_{k=1}^j x_{i,k}$$

식 (4)로부터,  $e_{i,j}$ 와  $s_{i,j}$  사이의 관계식이 유도된다. 즉  $e_{i,j}$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} e_{i,0} &= s_{i,0} + s_{i,1} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \eta_{i,k,k} + s_{i,2} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \eta_{i,k,k+1} + \dots + s_{i,Q_i} \sum_{k=0}^M \eta_{i,k,k+Q_i}, \\ e_{i,1} &= s_{i,1} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k} + s_{i,2} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k+1} + \dots + s_{i,Q_i} \sum_{k=0}^M \xi_{i,k,k+Q_i}, \\ e_{i,2} &= s_{i,1} \sum_{k=2}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k-1} + s_{i,2} \sum_{k=1}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k} + \dots + s_{i,Q_i} \sum_{k=0}^M \xi_{i,k,k+Q_i}, \\ &\vdots \\ &\vdots \\ e_{i,Q_i} &= s_{i,1} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k-Q_i} + s_{i,2} \sum_{k=0}^{Q_i-1} \xi_{i,k,k-Q_i-1} + \dots + s_{i,Q_i} \sum_{k=0}^{M-Q_i+1} \xi_{i,k,k-Q_i}. \end{aligned} \quad (6)$$

이때,  $\eta$ 와  $\xi$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$\eta_{i,j,k} \equiv \tau_{i,j} a_{i,k} \quad (7)$$

$$\xi_{i,j,k} \equiv \tau_{i,j} \beta_{i,k}$$

$(Q_i + 1) \times (Q_i + 1)$ 의 전송사상행렬  $C_i$ 를 정의하면,

(6)의 수식은 다음과 같은 행렬식으로 간단히 표현된다.

$$E_i = C_i S_i, \quad (8)$$

여기서 행렬  $C_i$ 는 다음과 같이 되는 것을 쉽게 알 수 있다.

$$C_i = \begin{matrix} 1 & \sum_{k=0}^{Q_i+M-1} \eta_{i,k,k} & \sum_{k=0}^{Q_i+M-2} \eta_{i,k,k+1} & \sum_{k=0}^{Q_i+M-3} \eta_{i,k,k+2} & \dots & \sum_{k=0}^M \eta_{i,k,k+Q_i} \\ 0 & \sum_{k=1}^{Q_i+M-1} \xi_{i,k,k} & \sum_{k=1}^{Q_i+M-2} \xi_{i,k,k+1} & \sum_{k=1}^{Q_i+M-3} \xi_{i,k,k+2} & \dots & \sum_{k=1}^M \xi_{i,k,k+Q_i} \\ 0 & \sum_{k=2}^{Q_i+M-1} \xi_{i,k,k-1} & \sum_{k=2}^{Q_i+M-2} \xi_{i,k,k} & \sum_{k=2}^{Q_i+M-3} \xi_{i,k,k+1} & \dots & \sum_{k=2}^M \xi_{i,k,k+Q_i-2} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & \sum_{k=Q_i-1}^{Q_i+M-1} \xi_{i,k,k-Q_i} & \sum_{k=Q_i-2}^{Q_i+M-2} \xi_{i,k,k-Q_i+1} & \sum_{k=Q_i-3}^{Q_i+M-3} \xi_{i,k,k-Q_i+1} & \dots & \sum_{k=Q_i-1}^M \xi_{i,k,k+1} \\ 0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 \end{matrix} \quad (9)$$

토큰을 가지고 있는  $i$ 번째 노드는 큐에 전송해야 할 프레임이 남아 있지 않거나  $THT_i$ 로 주어진 시간이 초과되었을 경우에는 다음 노드로 토큰을 전달해야 한다. (1) 과 (3)로 부터  $i$ 번째 노드가 토큰을 소유하지 않는 평균 시간간격은  $T-t_i$ 라는 것을 알 수 있다. 프레임은  $\lambda_i$ 의 도착률을 가지고 어느때에나 큐에 도착할 수 있으므로  $T-t_i$ 의 시간 동안에는 프레임의 전송은 이루어지지 않고  $\lambda_i$ 의 도착률로 프레임이 큐에 저장되기만 한다. 따라서, 이 시간 동안에는 프레임의 도착시간 간격의 확률분포로부터 도착하는 프레임의 평균 갯수를 계산할 수 있다. 다음에 다시 토큰을 받을 때의 큐길이 분포는 토큰을 다음 노드에 전달할 때의 큐길이 분포와  $T-t_i$ 의 시간 동안 도착하는 프레임의 갯수에 도착 사상행렬  $\Gamma$ 에 의해 나타내어 진다.  $\gamma_{i,j}$ 를  $i$ 번째 노드에서  $T-t_i$  시간동안  $j$ 개의 프레임이 도착할 확률이라고 하고,  $(Q_i+1) \times (Q_i+1)$ 의 도착사상행렬  $\Gamma$ 를 다음과 같이 정의하자.

$$\Gamma_i \equiv \begin{matrix} \gamma_{i,0} & 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \gamma_{i,1} & \gamma_{i,0} & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \gamma_{i,2} & \gamma_{i,1} & \gamma_{i,0} & 0 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \gamma_{i,Q_i} & \gamma_{i,Q_i-1} & \gamma_{i,Q_i-2} & \gamma_{i,Q_i-1} & \dots & 0 \\ \sum_{j=0}^{Q_i} \gamma_{i,j} & \sum_{j=0}^{Q_i-1} \gamma_{i,j} & \sum_{j=0}^{Q_i-2} \gamma_{i,j} & \sum_{j=0}^{Q_i-1} \gamma_{i,j} & \dots & \sum_{j=0}^{Q_i} \gamma_{i,j} \end{matrix} \quad (10)$$

그러면,  $S_i$ 와  $E_i$ 간의 또 하나의 관계식

$$S_i = \Gamma_i E_i, \quad (11)$$

을 얻을 수 있다. 그러므로, 행렬식 (8)과 (1)로 부터, 다음과 같은 행렬식

$$S_i = \Gamma_i C_i S_i, \quad (12)$$

세울 수 있다. (12)의 수식을 다시 정리하면

$$\hat{A}_i S_i = \hat{B}_i, \quad (13)$$

로 쓸 수 있다.

여기서  $\hat{A}_i$ 와  $\hat{B}_i$ 는

$$\begin{aligned} \hat{A}_i &= \Gamma_i C_i - I, \\ \hat{B}_i &= [0 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0]^T \end{aligned} \quad (14)$$

이며,  $I$ 는  $(Q_i+1) \times (Q_i+1)$ 크기의 단위행렬이다.

도착사상행렬  $\Gamma_i$ 는  $Q_i+1$ 개의 독립인 열을 가지고 있다.  $s_i$ 는 노드에 토큰이 도착했을때의 큐길이 분포를 나타내는 확률이므로 (15)와 같은 식이 성립한다.

$$s_{i,0} + s_{i,1} + s_{i,2} + s_{i,3} + \dots + s_{i,Q_i} = 1 \quad (15)$$

따라서, 행렬  $A_i$ 와  $B_i$ 를 다음과 같이 정의하고

$$A_i \equiv \begin{matrix} a^{i,0,0}-1 & a^{i,0,1} & a^{i,0,2} & \dots & a^{i,0,Q_i} \\ a^{i,1,0} & a^{i,1,1}-1 & a^{i,1,2} & \dots & a^{i,1,Q_i} \\ a^{i,2,0} & a^{i,2,1} & a^{i,2,2}-1 & \dots & a^{i,2,Q_i} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ a^{i,Q_i,0} & a^{i,Q_i,1} & a^{i,Q_i,2} & \dots & a^{i,Q_i,Q_i} \\ 1 & 1 & 1 & \dots & 1 \end{matrix} \quad B_i \equiv \begin{matrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ \dots \\ \dots \\ 0 \\ 1 \end{matrix} \quad (16)$$

행렬  $A_i$ 의  $j$ 행  $k$ 열을 도착사상행렬  $\Gamma_i$ 의 원소와 전송사상행렬  $C_i$ 의 원소로

$$a^{i,j,k} = \sum_{r=0}^{Q_i} \gamma_{i,j-r} c_{r+1,k+1}$$

와 같이 표시하면, (13)의 수식은 다음과 같이 간단히 표현할 수 있다.

$$S_i = A_i^{-1} B_i, \quad (17)$$

행렬  $A_i$ 와  $B_i$ 의 차수는 각각  $(Q_i+1) \times (Q_i+1)$ 와  $(Q_i+1) \times 1$ 이다. 행렬  $A_i$ 는 주어진  $T$ 와  $t_i$ 에 대하여 유일하게 결정되므로, 단 하나의  $S_i$ 가 (17)의 수식을 만족하게 된다. 구해진  $S_i$  값을 식(4)에 대입하여  $i$ 번째 노드에서  $j$ 개의 프레임이 전송될 확률을 구

하고 이 값을 식(3)에 대입하면 평균 노드전송시간을 알 수 있다. 이와 같은 계산을 네트워크내의 모든 노드들에 대해 적용하면 식(1)로부터 평균토큰회전시간  $T$ 를 구할 수 있다.

#### IV. 거부확률과 평균 대기시간

전송해야 할 데이터 프레임은 언제든지 큐에 도착할 수 있기 때문에 평균 대기시간은 프레임의 도착순간의 큐길이 분포에 의해 결정된다. 평균 토큰회전시간  $T$ 와 평균 전송시간  $t_i$ 는 앞절에서의 해석으로 구해졌다. 프레임이 전송되는 시간은  $t_i$ 이므로, 프레임이 전송되지 않는  $T-t_i$  시간 동안의 평균 큐길이는  $t_i$ 시간 동안의 평균 큐길이와 다를 것이다.

$t_i$  시간 동안에 프레임이 도착할 때 큐길이의 분포를  $\hat{D}_i$ 라 하자.  $t_i$  시간을  $M$ 개의 균등한 시간간격으로 나누고,  $\rho_{i,j}(n)$ 를  $n$ 번째의 시간간격 동안  $i$ 번째 노드의 큐길이가  $j$ 일 확률이라 하자. 그러면,  $n$ 번째 시간간격 동안  $j$ 개의 프레임이 도착할 확률은

$$\hat{\gamma}^{n,i} = \frac{(n\lambda_i t_i)^j}{j! M^j} \exp\left(-\frac{nt_i}{M}\right) \quad (18)$$

와 같다. 또,  $n$ 번째 시간간격이 지났을 때  $j$ 개의 프레임이 전송될 확률은

$$u^{n,i} = \frac{(n\mu_i t_i)^j}{j! M^j} \exp\left(-\frac{nt_i}{M}\mu_i\right), \quad (19)$$

과 같다. 여기서  $\mu_i = 1/X_i$ 이다. 그러므로 확률  $\rho_{i,j}(n)$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$\rho_{i,j}(n) = \begin{cases} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{r=0}^{Q-k} s_{i,r} \hat{\gamma}^{n,i} u^{n,i} a_{i,k+r-j} + \sum_{k=j}^Q \sum_{r=0}^{Q-k} s_{i,r} \hat{\gamma}^{n,i} u^{n,i} a_{i,k+r-j} & 0 < j < Q, \\ \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{r=0}^{Q-k} s_{i,r} \hat{\gamma}^{n,i} u^{n,i} a_{i,k+r-Q} + \sum_{k=j}^Q s_{i,Q} \hat{\gamma}^{n,i} u^{n,i} a_{i,k} & j = Q. \end{cases} \quad (20)$$

여기서  $0 \leq n \leq M$ 이다. 따라서, 평균 큐길이 분포  $\hat{D}_i$ 는 다음과 같은 수식으로 얻어진다.

$$\begin{aligned} d_{i,j} &= \lim_{M \rightarrow \infty} \frac{1}{M} \sum_{n=1}^M \rho_{i,j}(n) \\ &= \frac{1}{t_i} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{r=0}^{Q-k} \frac{s_{i,r} a_{i,k+r-j}}{k!(k+r-j)!} \int_0^{t_i} (\lambda_i y)^k e^{-(\lambda_i y)} (\mu_i y)^{k+r-j} e^{-(\mu_i y)} dy \\ &\quad + \frac{1}{t_i} \sum_{k=j}^Q \sum_{r=0}^{Q-k} \frac{s_{i,r} a_{i,k+r-j}}{k!(k+r-j)!} \int_0^{t_i} (\lambda_i y)^k e^{-(\lambda_i y)} (\mu_i y)^{k+r-j} e^{-(\mu_i y)} dy \end{aligned} \quad (21)$$

여기서  $\hat{D}_i = [d_{i,0} \ d_{i,1} \ d_{i,2} \ \dots \ d_{i,Q}]$ 이다. 식 (21)의 적분식을 정리하면

$$\int_0^{t_i} y^{2k+r-j} e^{-(\lambda_i+\mu_i)y} dy = \frac{(2k+r-j)!}{(\lambda_i+\mu_i)^{2k+r-j+1}} \left\{ 1 - \sum_{m=0}^{2k+r-j} \frac{(\lambda_i+\mu_i)^m t_i^m}{m!} e^{-(\lambda_i+\mu_i)t_i} \right\} \quad (22)$$

이므로,  $t_i$ 시간동안의 평균 큐길이 분포는 다음 식으로 주어진다.

$$d_{i,j} = \begin{cases} \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{r=0}^{Q-k} \frac{s_{i,r} (2k+r-j)! \lambda_i^k \mu_i^{k+r-j}}{k!(k+r-j)! (\lambda_i+\mu_i)^{2k+r-j+1}} \left\{ 1 - \sum_{m=0}^{2k+r-j} \frac{(\lambda_i+\mu_i)^m t_i^m}{m!} e^{-(\lambda_i+\mu_i)t_i} \right\} & 0 < j < Q, \\ \sum_{k=0}^{j-1} \sum_{r=0}^{Q-k} \frac{s_{i,r} (2k+r-j)! \lambda_i^k \mu_i^{k+r-j}}{k!(k+r-j)! (\lambda_i+\mu_i)^{2k+r-j+1}} \left\{ 1 - \sum_{m=0}^{2k+r-j} \frac{(\lambda_i+\mu_i)^m t_i^m}{m!} e^{-(\lambda_i+\mu_i)t_i} \right\} & j = Q. \end{cases} \quad (23)$$

프레임이 큐에 도착했을 때 큐가 가득 차 있는 경우에는 그 프레임이 거부되고 전송되지 않는다.  $t_i$ 시간 동안 프레임이 도착할 때 그 프레임이 거부될 확률  $\hat{B}p_i$ 은 다음과 같다.

$$\hat{B}p_i = 1 - \sum_{j=0}^{Q-1} d_{i,j} \quad (24)$$

결국,  $t_i$ 시간 동안의 평균 큐길이는 다음과 같다.

$$\hat{M}q_i = \sum_{j=0}^Q j d_{i,j} \quad (25)$$

[18]에서,  $T-t_i$  시간 동안 평균 큐길이의 분포  $\hat{D}_i$ 가 다음과 같이 유도되었다.

$$d_{i,j} = \begin{cases} \frac{1}{\lambda_i(T-t_i)} \sum_{k=0}^j e_{i,k} \left\{ 1 - \sum_{r=0}^{j-k} \frac{(\lambda_i(T-t_i))^r}{r!} e^{-\lambda_i(T-t_i)} \right\} & j \neq Q, \\ 1 - \sum_{k=0}^{Q-1} d_{i,k} & j = Q, \end{cases} \quad (26)$$

따라서,  $T-t_i$ 동안의 거부확률  $\hat{B}p_i$ 와 평균큐길이  $\hat{M}q_i$ 는 각각

$$\hat{B}p_i = 1 - \sum_{j=0}^{Q-1} d_{i,j} \quad (27)$$

와

$$\hat{M}q_i = \sum_{j=0}^Q j d_{i,j} \quad (28)$$

이다. 데이터 프레임은 노드가 토큰을 소유하고 있을 때나 그렇지 않을 때에 항상 도착할 수 있으므로, 평형

상태에서는 (24), (25), (26), (26)의 수식으로 부터 평균 큐길이가  $Mq_i$  와 거부확률  $Bp_i$ 를

$$Mq_i = \hat{M}q_i \frac{t_i}{T} + \bar{M}q_i \frac{T-t_i}{T} \quad (29)$$

$$Bp_i = \hat{B}p_i \frac{t_i}{T} + \bar{B}p_i \frac{T-t_i}{T} \quad (30)$$

와 같이 유도할 수 있다. 그러므로 Little's law를 이용하면 식(29), (30)로부터 평균 대기시간은 다음과 같이 쉽게 얻어진다.

$$W_i = \frac{Mq_i}{\lambda_i(1-Bp_i)} \quad (31)$$

### V. 해석의 결과와 모의실험과의 비교

본 논문에서 제시된 방법에 의한 해석 결과를 모의 실험의 결과와 [18]에서의 해석결과와 비교하였다. 제시된 예는 실제의 IEEE 802.4 토큰패싱시스템의 동작과 성능이 [18]에서 유도된 해석적 결과와 차이점을 보여줄 수 있도록 선택되었다. 또한, 본 논문에서의 해석방법이 더욱 정확한 결과를 이끌어 낼수 있음을 보여주었다. 예시된 모델은 20개의 노드로 이루어져 있고 노드는 모두 두가지 형의 특성을 가지고 있다고 가정되었다. 본 논문에서 제시된 해석방법은 기존의 다른 해석적방법과 달리 노드의 갯수가 많은 경우에도 계산량이 크게 증가하지 않으므로 예시에서는 많은 수의 노드를 가정하였다. 10개의 노드들은 1형 노드(Type 1)들로 구분되어 7개의 버퍼를 가지며 프레임의 평균 서비스시간은 3msec이고 토큰소유시간은 4msec로 가정되었다. 1형 노드들은 통신망에서 제어 컴퓨터등에 해당되는 것으로서 상대적으로 많은 버퍼를 가지고 있으며 전송하고자 하는 데이터의 길이도 상대적으로 긴 경우의 노드를 대표한다. 다른 10개의 노드들은 2형 노드(Type 2)들로 구분되어 3개의 버퍼를 가지며 프레임의 평균 서비스시간은 2msec이고 토큰소유시간은 5msec로 가정되었다. 2형 노드들은 통신망에서 센서와 액츄에이터등에 해당되는 것으로서 적은 수의 버퍼를 가지며 전송하는 데이터의 길이도 짧은 경우의 노드를 대표한다. 모든 노드의 평균 토큰전달시간은 0.8msec로 가정하였다. 본 논문에서 제시한 토큰패싱시스템의 모델에 따라 프레임의 전송 시간의 분포는 지수 분포를 가지고 프레임의 도착간격의 확률 분포는 포아송

분포를 가지는 것으로 가정하였다. 프레임의 평균 도착률을 초당 10 프레임에서 40 프레임까지 변화시켜 성능 지표를 구했다. 프레임의 평균 도착률이 초당 10프레임일 때에는 통신망의 부하가 작을 때이며 초당 40프레임이 되면 통신망의 과부하가 초래된다. 모의실험 프로그램은 C언어를 사용해서 작성되었다. 그림에 표시된 모의실험의 결과는 30번의 모의실험의 결과의 평균치이다.

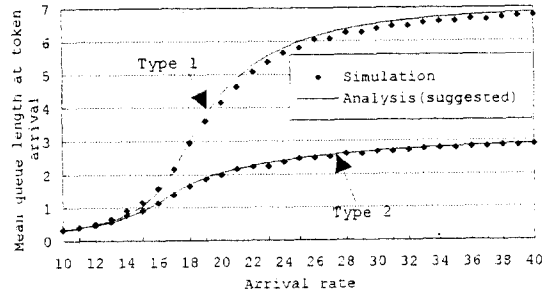


그림 3. 토큰도착순간의 평균 큐길이  
Fig. 3. Mean queue length at the token arrival instant.

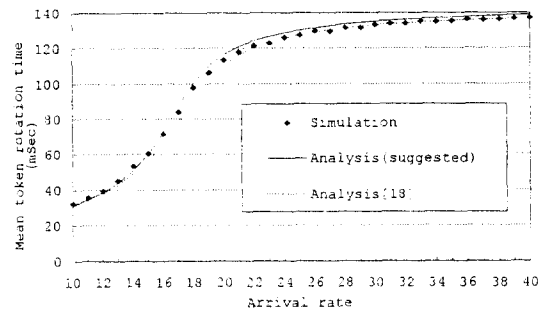


그림 4. 평균 토큰회전시간  
Fig. 4. Mean token-rotation time.

토큰이 노드에 도착했을때의 평균 큐길이는 해석적 결과와 모의실험에 의한 결과가 거의 일치함을 그림 3을 통하여 볼 수 있다. 프레임의 도착률이 커짐에 따라 각 노드의 평균 큐길이가 커져서 프레임의 도착률이 초당 25 프레임의 넘어서면 큐가 거의 가득차 있고 과부하 상태가 되는 것을 알 수 있다. 그림 4에서는 본 논문에서 사용된 해석방법과 [18]에서 사용된 해석방법이 모두 근사한 결과를 내고 있음을 보여준다. 프레임의 도착률이 커져서 과부하 상태가 되면 토큰회전시간은 각 노드의 토큰소유시간에 의해 제한되므로 평균 토큰회전시간은 140msec를 넘지 않게 된다. 그림 5

에서 나타난 바와 같이 프레임의 도착률이 커짐에 따라 프레임이 도착했을 때에 큐가 가득 차 있을 확률이 증가하기 때문에 거부확률이 커지고 있다.

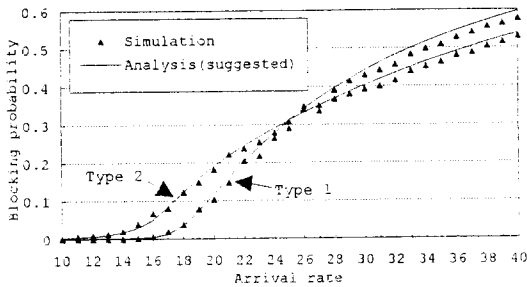


그림 5. 거부확률  
Fig. 5. Blocking probability.

노드에 부하가 작을 때에는 버퍼의 크기에 의해 거부확률이 크게 영향받기 때문에 2형 노드들의 거부확률이 더 크다. 그러나 과부하의 상태가 되면 버퍼의 크기에 상관없이 거의 버퍼가 가득차 있으므로 토큰소유 시간이 더 큰 2형 노드들의 거부확률이 1형 노드들보다 오히려 작아지게 된다.

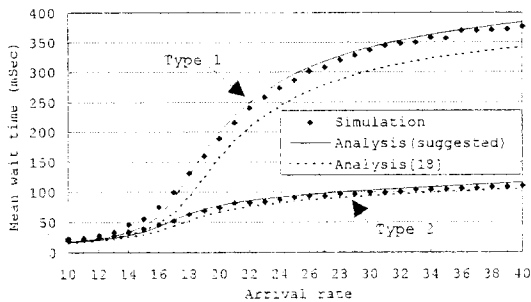


그림 6. 평균 대기시간  
Fig. 6. Mean waiting time.

평균대기시간은 하나의 프레임이 도착한 후 전송되기까지 얼마나 기다려야 하는지를 나타낸다. [18]에서는 노드가 토큰을 가지고 있는 동안에는 프레임이 도착하지 않는다고 가정했기 때문에 그림 6에서 볼 수 있는 바와 같이 [18]의 해석결과는 최대 50msec까지의 오차가 발생함을 알 수 있다. 반면에 본 논문의 해석결과가 실제의 네트워크 동작에 대하여 좋은 근사치를 가질 수 있는 것은 노드가 토큰을 소유하고 있을 때에도 프레임의 도착이 가능하도록 하여 해석했기 때문이다. 프레임의 대기시간은 그 프레임이 큐에 도착했

을 때 이미 큐에 대기하고 있는 프레임의 갯수와 전송 시간에 의해 결정된다. 1형의 노드는 2형의 노드에 비해 2배 이상의 버퍼를 가지고 있으므로 프레임의 도착률이 커지면 1형 노드에서의 대기시간이 2형 노드의 대기시간보다 훨씬 커진다.

## VI. 결 론

본 논문에서는 유한한 버퍼를 가지고 각 노드에서의 부하가 비대칭인 IEEE 802.4 토큰패싱시스템의 성능을 해석하였다. 해석의 결과로 평균토큰회전시간, 평균 대기시간, 큐길이분포와 거부확률이 유도되었다. 이 결과를 모의실험의 결과 및 다른 방법에 의한 결과와 비교하여, 본 연구의 해석 결과가 보다 정확하다는 것을 보였다. 기존의 연구결과로는 무한한 버퍼를 가정하는 네트워크에 대한 해석이 많이 있었다. 그러한 결과들은 거부확률이 커짐에 따라 오차가 매우 커지기 때문에 실제의 시스템에 적용하기가 어렵다. 본 논문의 결과는 유한한 버퍼를 가지는 토큰패싱시스템에 대한 것이기 때문에, 기존의 다른 연구결과에 비하여 실제의 네트워크의 성능해석에 더욱 적합하다. 본 연구의 해석 방법에는 프레임의 도착과정이 하나의 행렬식으로 표현된다. 이렇게 되면 여러 가지의 부하 상태에 따른 성능 해석이 쉬워진다. 따라서 다양한 네트워크의 성능해석에 적합하다고 할 수 있다. 그리고 본 연구에서 평균큐길, 평균토큰회전시간, 평균대기시간을 구하는데 필요한 계산량은 큐길이에 단순 비례하기 때문에 단지 몇초간의 계산만으로 필요한 성능 지표를 구할 수 있다. IEEE 802.4 토큰패싱시스템은 산업용 네트워크로서 가장 널리 사용되고 있는 것중 하나이므로 본 논문의 연구 결과는 실제의 산업용 네트워크의 성능 분석에 매우 유용하다. 또한 본 연구의 해석 결과는 실제 네트워크의 평균 토큰회전시간 및 평균 대기시간등에 대한 목표값이 주어지는 경우에 산업용 통신기기들의 최적 버퍼 크기를 계산하는데 이용될 수도 있다. 본 연구에서는 IEEE 802.4 토큰패싱시스템의 우선순위구조가 고려되지 않았다. 앞으로 이러한 우선순위구조를 고려하여 보다 완전한 해석이 연구되어야 할 것이다.

## 참 고 문 헌

- [1] Rubin and L. F. M. De Moraes, "Message



- Delay Analysis for Polling and Token Multiple-Access Schemes for Local Communication Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-1, No. 5, pp. 935-946, Nov. 1983.
- [2] R.M.Gorur and A.C. Weaver, "Setting Target Rotation Times in an IEEE Token Bus Network," *IEEE Trans. Ind. Electr.*, Vol. 35, No. 3, pp.366-371, Aug. 1988.
- [3] L. N. Bhuyan, D. Ghosal, and Q. Yang, "Approximate Analysis of Single and Multiple Ring Networks," *IEEE Trans. Comput.*, Vol. 38, No. 7, pp. 1027- 1040, Jul. 1989.
- [4] H. Takagi, "Mean Message Waiting Times in Symmetric Multi-Queue Systems with Cyclic Service," *Performance Evaluation*, pp. 271-277, 1985.
- [5] T. Takine, Y. Takahashi, and T. Hasegawa, "Performance Analysis of a Polling System with Single Buffers and Its Application to Interconnected Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-4, No. 8, pp. 802-812, Sep. 1986.
- [6] J. W. M. Pang and R. W. Donaldson, "Approximate Delay Analysis and Results for Asymmetric Token-Passing and Polling Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-4, No. 6, pp. 783-793, Sep. 1986.
- [7] H. Takagi, "On the Analysis of a Symmetric Polling System with Single- Message Buffers," *Performance Evaluation*, pp. 149-157, 1985.
- [8] T. Takine, Y. Takahashi, and T. Hasegawa, "Exact Analysis of Asymmetric Polling Systems with Single Buffers," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 36, No. 10, pp. 1119-1126, Oct. 1988.
- [9] H. Takagi, "Analysis of Finite-Capacity Polling Systems," *Adv. Appl. Prob.*, Vol. 23, pp. 373-387, 1991.
- [10] W.Y. Jung, *Analysis of Finite-Capacity Polling Systems Based on Virtual Buffering and Lumped Modeling*, Ph.D Dissertation, Korea Advanced Institute of Science and Technology, 1991.
- [11] H. Takagi, "Analysis and Applications of a Multiqueue Cyclic Service System with Feedback," *IEEE Trans. on Communications*, Vol. COM-35, No.2, pp. 248-250, Feb. 1987.
- [12] V. Rego and L. M. Ni, "Analytic Models of Cyclic Service Systems and Their Application to Token-Passing Local Networks," *IEEE Trans. Comput.*, Vol. 37, No. 10, pp. 1224-1234, Oct. 1988.
- [13] O. C. Ibe and X. Cheng, "Approximate Analysis of Asymmetric Single-Service Token-Passing Systems," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 37, No. 6, pp. 572-577, Jun. 1989.
- [14] M. A. Colvin and A. C. Weaver, "Performance of Single Access Classes on the IEEE 802.4 Token Bus," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. COM-34, No. 12, pp. 1253-1256, Dec. 1986.
- [15] A.P. Jayasumana, "Comments on 'Performance of Single Access Classes on the IEEE 802.4 Token Bus,'" *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 36, No.2, pp.224 -225, Feb. 1988.
- [16] A. P. Jayasumana and G. G. Jayasumana, "On the Use of the IEEE 802.4 Token Bus in Distributed Real-Time Control Systems," *IEEE Trans. Ind. Electr.*, Vol. 36, No. 3, pp. 391-397, Aug. 1989.
- [17] ANSI/IEEE Standard 802.4, *IEEE Standard for Local Area Networks: Token Passing Bus Access Method and Physical Layer Specification*, 1985.
- [18] D.W. Kim, H.S. Park and W.H. Kwon, "The Performance of a Timer-Controlled Token Passing Mechanism with Finite Buffers in an Industrial Communication Network," *IEEE Trans. Ind. Electr.*, Vol. 40, No.40, Aug. 1993.
- [19] A. P. Jayasumana, *On Use of 802.4 Token Bus in Distributed Control Systems*, Proceed. American Control Conference, pp. 1094-1099, 1988.
- [20] General Motors Co., *Manufacturing Auto-*

*mation Protocol Version 3.0*, 1988.

[21] O.C. Yue and C. A. Brooks, "Performance of the Timed Token Scheme in MAP,"

*IEEE Trans. Commun.*, Vol. 38, No. 7, pp. 1006-1012, Jul. 1990.

---

저 자 소 개

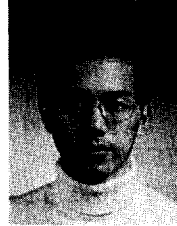
---



朴庭佑(正會員)

1966년 7월 21일생. 1989년 2월 서울대학교 제어계측공학과 졸(학사). 1991년 2월 서울대학교 대학원 제어계측공학과 졸(석사). 1991년 3월 ~ 현재 서울대학교 대학원 전기공학부 박사과정. 주

관심분야는 실시간 산업용 통신망, 실시간 분산처리 시스템, 통신망의 성능해석 등임.



文湘勇(正會員)

1969년 11월 17일생. 1992년 2월 서울대학교 제어계측공학과 졸(학사). 1994년 2월 서울대학교 대학원 제어계측공학과 졸(석사). 1994년 3월 ~ 현재 서울대학교 대학원 전기공학부 박사과정. 주관심분야는 퍼지

시스템, 실시간 산업용 통신망의 성능해석 등임.

權旭鉉(正會員) 第32卷 B編 第3號 參照

현재 서울대학교 전기공학부 교수