

論文96-33A-7-8

## 실시간 통신을 위한 가상토큰버스 통신망의 매체접근제어 프로토콜

## (The Medium Access Control Protocol of Virtual Token Bus Network for Real Time Communications)

鄭然快 \*

(Youn-Kwae Jeong)

## 요 약

본 논문에서는 대용량 전자 교환 시스템 및 이동통신 시스템과 같은 분산제어 시스템의 내부 프로세서간 실시간 통신망으로 적용되는 가상토큰버스 통신망을 위한 새로운 매체접근제어 프로토콜을 제안하였다. 가상토큰버스 통신망에서 기존의 매체접근제어 프로토콜은 트래픽이 적거나 불균등한 경우 전송할 메시지 프레임이 가지는 노드의 위치(버스중재주소)에 따라 가상토큰 전달시간(스위치오버 시간)의 오버헤드가 발생된다. 제안한 매체접근제어 프로토콜에서는 버스에 연결된 노드 중 전송할 메시지 프레임이 가진 노드에 대해서만 스위치오버 시간이 요구되도록 순환 버스접근체인 기법을 통하여 전송할 메시지 프레임이 갖지 않은 노드에 대한 스위치오버 시간을 배제하였다. 따라서 실시간 통신망의 성능에 큰 영향을 미치는 노드간 스위치오버 시간을 최적화하여 메시지 평균대기시간 및 버스 이용률을 향상시켰다. 제안한 프로토콜에 대한 성능 분석을 통하여 가상토큰 버스접근제어 프로토콜 및 가상토큰 예약기능을 가지는 가상토큰 버스접근제어 프로토콜 보다 버스 성능이 향상됨을 보였다.

## Abstract

In this paper, we proposed the new medium access control protocol for the virtual token bus network. The network is applied to inter-processor communication network of large capacity digital switching system and digital mobile system with distributed control architecture. In the virtual token bus network, the existing medium access control protocols have a switchover time overhead when traffic load is light or asymmetric according to arbitration address of node that has message to send. The proposed protocol optimized average message delay using cyclic bus access chain to exclude switchover time of node that do not have message to send. Therefore it enhanced bus utilization and average message delay that degrades the performance of real time communication networks. It showed that the proposed protocol is more enhanced than virtual token medium access control protocol and virtual token medium access control protocol with reservation through performance analysis.

## I. 서 론

대용량 전자 교환 시스템과 이동통신 시스템은 시스템의 확장성, 신뢰성 및 유연성을 고려하여 다수의 프

로세서에 의하여 기능과 부하가 분산 처리되는 분산제어 구조를 가진다<sup>[1], [2]</sup>. 이러한 구조를 가지는 실시간 시스템은 분산된 각 프로세서간에 상호 메시지를 교환하므로써 고유의 기능을 수행하게 되며, 그 성능은 시스템을 구성하는 프로세서간 통신망의 성능에 따라 좌우될 수 있다. 따라서 분산된 프로세서간 메시지 교환을 위한 효율적인 실시간 통신망이 요구된다. 지역적으로 짧은 거리 내에서 기능별로 모듈화 되고 분산제어 구조를 가지는 응용 시스템의 내부 프로세서간 통

\* 正會員, 韓國電子通信研究所

(Electronics and Telecommunications Research Institute)

接受日字: 1996年1月12日, 수정완료일: 1996年7月8日

신망으로는 구현이 간단하고 유연성을 가진 LAN 기술을 근간으로 신뢰성, 확장성, 유연성 및 실시간 특성을 가지는 통신망을 사용하는 것이 효과적인 방법이다<sup>13)</sup>.

국내에서 개발 운용중인 대용량 전자 교환시스템(TDX-10)<sup>14)</sup>의 내부 프로세서간 실시간 통신망 및 CDMA(Code Division Multiple Access) 이동통신 시스템(CMS)<sup>15)</sup>의 기지국과 제어국의 음성 및 제어 메시지 트래픽 경로를 제공하는 CDMA 상호연결 통신망으로 가상토큰버스 통신망이 제안되었다<sup>16,7)</sup>. 제안된 가상토큰버스 통신망은 하나의 버스에 다수(160개)의 노드를 연결할 수 있는 백플레인 버스 구조를 가지며, 분산 제어 시스템의 전체 내부 상호연결 통신망 구성시 경제성, 유연성 및 확장성을 제공할 수 있는 단위 통신망(unit network)으로 사용된다. 그리고 망의 신뢰성을 제공하기 위하여 버스 이중화, 노드 이중화, 프로세서와의 통신 링크 이중화 및 통신망 관리기 이중화 구조를 가진다. 또한 망에서는 에러제어 및 흐름제어를 수행하지 않으며, 순수 하드웨어(ASIC)에 의한 메시지 셀프 루팅 기능<sup>18)</sup>을 통하여 메시지 전송 지연을 최소화하여 실시간 특성을 제공한다.

가상토큰버스 통신망의 매체접근제어 프로토콜<sup>16)</sup>,<sup>17)</sup>이 가지는 특징은 다음과 같다. 첫째, 일반적인 토큰 버스에서는 망의 트래픽이 적거나 망에 연결되는 노드 수가 많을 경우 실제 메시지 프레임 전송시간에 비하여 토큰 프레임 전송으로 인해 발생하는 오버헤드 문제점<sup>19)</sup>이 존재한다. 이러한 문제점을 해결하기 위하여 실질적인 토큰 프레임을 사용하지 않고, 각 노드에 분산된 접근계수기 및 노드의 버스중재주소를 이용한 토큰 큰 신호(가상토큰)를 사용하여 망에 연결된 각 노드가 순서대로 메시지 프레임을 공정하게 송신할 수 있도록 한다. 따라서 가상토큰(프레임 송신 기회)을 얻기 위하여 기다리는 시간이 토큰버스 프로토콜에서 토큰 프레임을 전달하기 위한 시간보다 짧아 버스의 이용률을 높이는 효과가 있다. 둘째, 가상토큰을 각 노드에 순차적으로 전달하는 매체접근제어 방식으로 한 노드가 한번의 메시지 전송 후 다시 메시지를 전송할 때까지 기다리는 시간 즉, 버스전송주기가 결정적으로 실시간 통신을 보장할 수 있다. 셋째, 통신망에 노드의 추가 및 삭제시 가상링의 재구성이 요구되지 않으므로 가상링 재구성으로 인한 메시지 전송지연을 줄일 수 있으며, 통신망 운용중 노드의 추가 및 삭제로 인한 망의 영향을 배제할 수 있다. 넷째, 매체접근제어 프로토콜이

간단하여 구현이 용이하며, 매체접근제어 기능을 각 노드에 분산하는 분산 매체접근제어 방법을 사용하여 통신망 관리기의 장애에 대한 버스의 신뢰성을 제공할 수 있다. 따라서 이 프로토콜은 노드들이 공정한 메시지 송신 기회를 가지며 매체 접근을 위한 오버헤드가 적어 실시간 전송을 요구하는 경우에 사용할 수 있으며 높은 버스 이용 효율을 가진다.

기존의 대용량 전자 교환 시스템 및 이동통신 시스템에 후추 새로운 B-ISDN 서비스, 차세대 이동통신의 주역으로 그 수요가 급격히 증대될 것으로 보이는 개인통신서비스(PCS) 및 차세대 공중육상 이동통신 시스템(FPLMTS) 서비스<sup>10)</sup>,<sup>11)</sup> 등과 같은 새로운 무선 멀티미디어 서비스를 수용함에 따라 추가로 발생하는 많은 메시지에 대하여 실시간 교환을 가능케 할 수 있도록 시스템 내부 통신망의 성능 향상이 요구된다. 통신망의 성능을 높이기 위해서는 버스의 전송 속도를 높이는 방법과 매체접근제어 프로토콜을 개선하는 방법이 있다. 버스의 전송 속도를 높이는 방법은 버스정합소자의 물리적인 제약조건으로 인하여 한계가 있다. 따라서 본 논문에서는 통신망의 성능에 보다 큰 영향을 미치는 매체접근제어 프로토콜을 살펴보고 통신망의 성능을 효과적으로 높일 수 있는 새로운 매체접근제어 프로토콜을 제안한다.

가상토큰버스 통신망에서 기존의 매체접근제어 방법은 버스에 연결된 각 노드가 가지는 1에서 N까지 고유의 버스중재주소에 따라 가상토큰이 순차적으로 전달되며, 가상토큰을 가진 노드가 버스에 메시지 프레임을 전송하게 된다. 그리고 전송을 마친 후 가상토큰은 다음 버스중재주소를 가진 노드에게 전달되는 가상토큰버스(VTB: Virtual Token Bus) 프로토콜이 사용되었다. 이 프로토콜은 가상토큰을 가진 노드가 메시지 프레임 전송을 마친 후 가상토큰을 다음 노드로 전달하므로 매체접근을 위한 오버헤드가 존재한다. 따라서 이러한 문제점을 개선하기 위하여 가상토큰 예약 기능을 가진 가상토큰버스(VTBR: Virtual Token Bus with Reservation) 프로토콜을 사용하여 노드간 스위치오버 시간을 줄일 수 있었다. 그러나 이 프로토콜은 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드의 위치(버스중재주소)에 따라 버스의 성능 향상에는 한계를 가지고 있다.

본 논문에서 제안한 순환 버스접근체인을 가진 가상토큰버스(VTBC: Virtual Token Bus with cyclic

bus access Chain) 매체접근제어 프로토콜은 버스에 연결된 노드 중에 전송할 메시지 프레임 가진 노드에 대해서만 스위치오버 시간이 요구되도록 순환 버스 접근체인 기법을 통하여 전송할 메시지 프레임을 갖지 않은 노드에 대한 스위치오버 시간을 배제하였다. 따라서 실시간 통신망의 성능에 큰 영향을 미치는 노드간 스위치 오버 시간을 줄여 버스의 이용률을 높이고 메시지 평균대기시간을 최소화 하였다.

본 논문의 구성은 2장에서는 가상토큰버스 통신망 구조 및 본 논문에서 제안한 순환 버스접근체인 기법을 통한 매체접근제어 방법을 기술하고, 3장에서는 기존의 VTB 프로토콜, VTBR 프로토콜 및 본 논문에서 제안한 VTBC 프로토콜에 대한 성능분석을 하고, 4장에서는 성능분석 결과에 대한 평가를 하고, 5장에서 결론을 다루었다.

## II. 순환 버스접근체인을 가지는 매체접근제어 프로토콜

가상토큰버스 통신망에서 기존의 VTB 프로토콜<sup>[12]</sup>은 버스를 점유하여 메시지 프레임 전송을 마친 후 가상토큰을 다음 노드에게 순차적으로 전달하므로서 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드간 가상토큰 전달 시간(스위치오버 시간)이 크다. 즉  $i$  번째 노드가 전송을 마친 후 전송할 메시지 프레임을 가지고 있는  $i+k$  번째 노드가 프레임 전송 기회를 가지기 위해서는  $k$  번의 가상토큰 전달 시간이 요구된다. 따라서 버스의 성능을 개선하기 위해서는 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드 사이의 가상토큰 전달 시간을 줄여 버스 이용률 및 메시지 평균대기시간을 개선할 수 있는 방법이 필요하다. VTBR 프로토콜<sup>[6], [17]</sup>은 가상토큰을 가진 노드가 메시지 프레임을 전송 도중에 다음 전송할 메시지 프레임을 가진 노드에게 가상토큰을 미리 전달하여 노드간 스위치오버 시간을 줄여 버스의 성능을 개선하는 방법이다. 현재 전송하여야 할 메시지가 존재하는 임의의  $i$  번째 노드가 버스를 점유하여 메시지 전송을 시작하면 가상토큰을  $i+1$  번째 노드에게 전달한다. 그리고 가상토큰을 전달 받은 노드는 전송할 메시지가 존재하면 가상토큰을 예약하고, 전송할 메시지가 없으면 다음 노드에게 순차적으로 가상토큰을 전달한다. 만약 가상토큰이  $j$  번째 노드에서 예약이 되었다면,  $i$  번째 노드가 메시지 전송을 완료한 후 곧 바로

버스를 점유하여 메시지 프레임 전송을 시작함과 동시에 가상토큰은 다음 노드인  $j+1$  번째 노드로 전달된다. 이 프로토콜은 임의의 한 노드가 버스를 점유하여 메시지 프레임을 전송하고 있는 동안에도 가상토큰 예약 기능에 의하여 매체접근제어는 계속될 수 있도록 하였다. 따라서 매체접근제어에 소요되는 시간을 줄여 버스 이용률 및 메시지 평균 대기 시간을 향상시킬 수 있다. 그러나 한 노드가 전송을 마칠 때까지 다음 전송할 메시지를 가지는 노드에게 가상토큰이 예약되지 않았으면 가상토큰은 VTB 프로토콜에서와 같이 전송할 메시지 프레임을 가지고 있는 노드까지 순차적으로 전달되어야 한다. 그러므로 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드의 위치(버스중재주소)에 따라 가상토큰 전달을 위한 가상토큰 전달 시간에 대한 오버헤드 문제가 발생되어 버스의 성능 향상에는 한계를 가지고 있다. 노드  $i$  가 메시지를 전송하는 시간 ( $\beta_i$ ) 동안 가상토큰은 두 노드간 가상토큰을 전달하는 시간인 스위치오버 시간 ( $s_i$ )으로 나눈값 ( $\lceil \beta_i/s_i \rceil$ )에 해당하는 노드 수 만큼 가상토큰은 전달될 수 있다. 그러나 전송할 메시지를 가지는 노드의 위치(버스중재주소)  $j$ 가 가상토큰이 전달될 수 있는 거리 보다 먼 곳( $j > i + \lceil \beta_i/s_i \rceil$ )에 있으면, 노드( $i + \lceil \beta_i/s_i \rceil$ )에서부터 노드  $j$  까지 가상토큰은 순차적으로 전달되어야 한다. 따라서 망의 트래픽이 적거나 균등하지 못한 경우 전송할 메시지를 가지는 노드의 위치에 따라 가상토큰 전달을 위한 스위치 오버 시간의 오버헤드 문제점을 가지고 있다.

본 논문에서 제안한 순환 버스접근체인을 가진 매체 접근제어 프로토콜(VTBC: Virtual Token Bus with cyclic bus access Chain)에서는 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드 사이의 스위치오버 시간을 최적화하기 위하여 실제 전송할 메시지 프레임을 가진 노드들에 대해서만 스위치오버 시간이 필요하며 전송할 메시지를 갖지 않은 노드들에 대한 스위치오버 시간을 배제하도록 하였다. 이를 위하여 각 노드에 대해 순환 버스접근체인을 구성하여 가상토큰을 가진 노드가 전송할 메시지 프레임이 있으면 자신이 프레임 전송하고, 전송할 프레임이 없으면 버스접근체인에 연결된 노드 중에 전송할 메시지 프레임을 가지고 우선순위가 가장 높은 다른 임의의 노드가 메시지 프레임을 전송하도록 하였다. 그러므로 한 노드가 전송을 마친 후 전송할 메시지 프레임을 가진 다음 노드가 메시지 프레임을 전

송하기까지 그 노드의 버스중재주소와 무관하게 한번의 스위치오버 시간에 버스를 사용할 수 있게 된다. 따라서 전송할 메시지 프레임 가진 노드 사이의 스위치오버 시간을 최적화하여 버스 이용률을 개선하고 메시지 평균대기시간을 최소화하였다.

제한한 VTBC 매체접근 제어 프로토콜의 동작 알고리즘은 다음과 같다.

- 1) 가상토큰버스 통신망에 연결된 각 노드는 1 부터 N 까지 고유의 버스중재주소를 가진다.
- 2) 가상토큰은 노드의 버스중재주소에 따라 순차적으로 전달된다.
- 3) 가상토큰을 가진 노드는 자신이 순환 버스접근체인에서 가장 높은 우선순위를 가지게 되며, 전송할 메시지 프레임이 있으면 버스에 메시지 프레임을 전송한다. 만약 전송할 메시지가 없으면 전송할 메시지를 가지는 노드 중에 순환 버스접근체인에서 가장 높은 우선순위를 가지는 노드가 버스를 점유하여 사용한다.
- 4) 가상토큰을 갖지 않은 노드는 순환 버스접근체인에서 자신 보다 높은 우선순위를 가진 노드가 전송할 메시지 프레임이 없을 경우 버스에 메시지 프레임을 전송할 수 있다.
- 5) 가상토큰을 가진 노드는 자신 또는 임의의 다른 노드가 버스를 점유하여 메시지 전송을 마친 후 가상토큰을 다음 버스중재주소를 가진 노드로 전달한다.
- 6) 가상토큰이 최대 버스중재주소를 가진 노드까지 전달된 후 다시 첫번째 버스중재주소를 가진 노드에 게 전달된다.

본 논문에서 제한한 VTBC 매체접근 제어 프로토콜이 적용되는 가상토큰버스 통신망의 구조도는 그림 1과 같다. 그림 1에서 통신망의 유지보수 및 매체접근 제어 기능을 수행하는 통신망 관리기 (A), (B)는 신뢰성을 위하여 이중화로 구성되며, 이중화 제어 신호를 사용하여 동작/대기 모드로 운용된다. 통신 경로를 제공하는 노드 A<sub>1</sub>와 B<sub>1</sub>, A<sub>2</sub>과 B<sub>2</sub>, ..., A<sub>n</sub>과 B<sub>n</sub>을 서로 이중화로 구성하여 통신 경로의 고장으로 인한 메시지 전송의 단절이 없도록 하였다. 각 노드는 1에서 N까지의 유일한 버스중재주소를 가진다. 각 노드들에 대한 유지보수 채널인 M-bus (A), (B)는 통신망 관리기 및 단위 통신망 내의 모든 노드들과 공통으로 연결되며, 동작 상태의 통신망 관리기가 M-bus의 주체가 되

어 각 노드들과 통신한다. U-link는 통신망 정합장치인 노드와 프로세서(Processor) 또는 브릿지(Bridge) 사이에 데이터 송수신을 위한 링크이다.

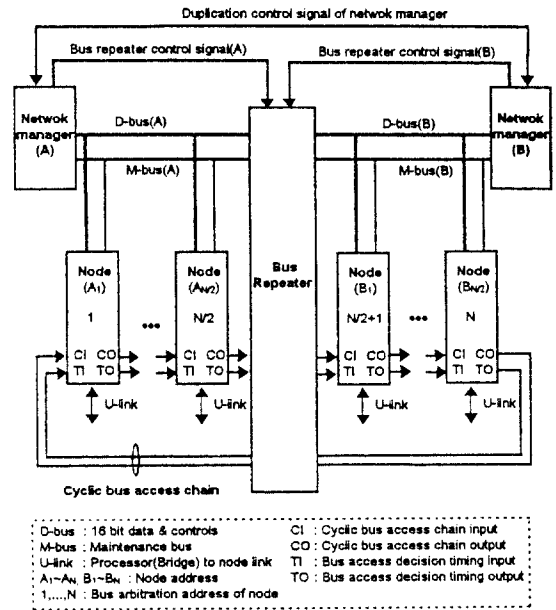


그림 1. 순환 버스접근체인을 가지는 가상토큰버스 통신망 구조  
Fig. 1. Architecture of virtual token bus network with cyclic bus access chain.

D-bus (A), (B)는 통신망 노드들간의 데이터 교환을 위한 버스로서 버스중계기를 통한 이중화 구조를 가진다. 또한 버스중계기 제어신호(A),(B)을 통하여 버스중계기를 제어하여 버스(A)및 버스(B)에 대하여 두 개의 버스를 분리하여 운용하는 독립모드와 두 개의 버스를 하나의 버스로 통합시켜 동작시키는 확장모드로 운용이 가능하도록 하여 버스 장애에 대한 신뢰성 및 버스의 확장성을 가진다. D-bus를 구성하는 신호는 병렬 데이터를 나타내는 DATA, 데이터 전송을 위한 데이터 전송 클럭 신호인 BRCLK(baud rate clock), D-bus로 데이터 전송을 위하여 D-bus를 점유하고 전송중을 나타내는 신호인 AST(assert)\*, D-bus 동기를 위한 기준 클럭인 ASTCLK(assert clock), D-bus의 버스전송주기를 제어하는 버스 동기 신호인 FRS(frame synchronization)\* 등으로 구성되어 있으며, 전송시 신뢰도를 높이도록 각 신호들은 삼중화 되어 있다. 또한 버스의 신뢰성을 고려하여 버스에 대한 접근 제어 기능을 각 노드에 분산하는 분산

매체접근제어 방법을 가진다. 버스 접근 제어시 노드간 스위치오버 시간을 최소화하기 위하여 각 노드에 대하여 순환 버스접근체인(cyclic bus access chain)을 구성한다.

제안한 VTBC 매체접근제어 프로토콜을 구현하기 위한 기능 블록도는 그림 2와 같으며, 각 노드는 매체 접근제어를 위하여 다음 과정을 수행한다.

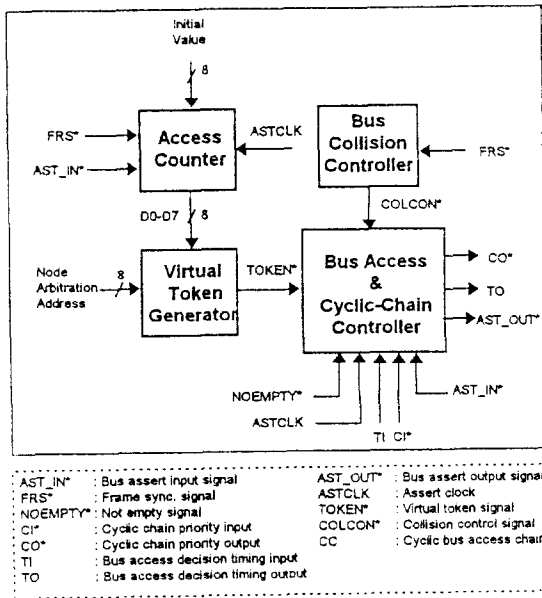


그림 2. 순환 버스접근체인을 가지는 매체접근제어 기능 블록

Fig. 2. Functional block diagram of medium access control with cyclic bus access chain.

접근계수기(access counter)는 버스전송주기를 결정하는 프레임 동기 신호가 유효(FRS\*=Low(0))할 때 접근계수기 값을 0으로 초기화한다. 그리고 버스가 점유 상태(AST\_IN\*=low(0))가 아니면 접근계수기 값을 버스 동기 클럭인 ASTCLK에 따라 1씩 증가시킨다. 가상토큰 발생기(virtual token generator)에서는 노드의 버스중재주소와 접근계수기의 값을 비교하여, 두 값이 일치하면 버스를 점유할 수 있는 권한을 나타내는 가상토큰(TOKEN\*=Low(0))을 발생시킨다. 접근계수기와 버스중재주소를 사용한 매체 접근 제어시 버스 운용중 새로운 노드가 추가되면, 추가된 노드의 접근계수기 값이 임의의 값을 가질 경우 통신망에서 두 개의 노드가 동시에 가상토큰을 가지게 되므로서 버스의 충돌이 발생된다. 따라서 버스충돌 제어기(bus

collision controller)는 이러한 버스 충돌이 일어나지 않도록 하기 위하여 새로 추가된 노드에게 새로운 버스전송주기가 시작되는 프레임 동기 신호가 유효(FRS\*=Low(0))할 때까지 버스 점유를 할 수 없도록 버스충돌제어 신호(COLCON\*)를 Low(0)로 구동하여 버스 충돌을 제어하는 기능을 가진다. 버스접근 및 우선순위 제어기(bus access & cyclic bus access chain priority controller)는 각 노드가 버스에 대한 메세지 전송 시기를 결정하며, 가상토큰 신호 및 전송할 메세지의 존재 여부를 나타내는 신호(NOEMPTY\*)에 따라 순환 버스접근체인을 제어하는 기능을 가진다.

그림 3은 순환 버스접근체인을 제어하는 우선순위 제어기에 대한 기능 블록도를 나타낸다.

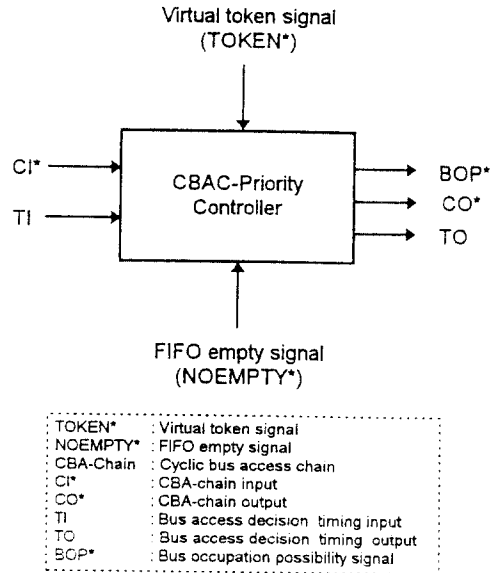
그림 3(a)의 순환 버스접근체인 우선순위 제어기는 가상토큰을 가진 노드가 가장 높은 우선순위를 갖도록 순환 버스접근체인 구성하는 기능과 전송할 메세지의 존재 여부에 따라 순환 버스접근체인의 출력 값을 결정하는 기능을 가진다. 그림 3의 (a)에서 CI, CO 신호는 순환 버스접근체인에서 각 노드의 버스점유기회를 나타내는 입출력 신호이다. TI,TO 신호는 각 노드의 버스점유기회를 결정하기 위한 시기(timing)를 나타내는 입출력 신호로서 가상토큰을 가진 노드로부터 하나의 펄스 신호가 발생되어 체인의 우선순위에 따라 순서대로 각 노드에게 전달되며, 각 노드의 TI 입력단에 펄스 신호 입력되면 자신의 버스점유기회를 결정하는 시기이다. BOP 신호는 가상토큰 및 순환 버스접근체인을 통하여 결정된 버스점유기회를 나타내는 내부 신호이다. 즉, BOP 신호 값이 Low(0) 이면 버스를 점유하여 메세지를 전송할 수 있음을 나타낸다. 망 초기화시 CO, TO 및 BOP 신호는 High(1)로 초기화 된다.

순환 버스접근체인의 구성 방법은 가상토큰을 가진 (TOKEN\*=Low(0)) 노드를 순환 버스접근체인에서 가장 높은 우선순위를 가지도록 체인을 구성한다. 즉, 각 노드가 가상토큰을 가지게 되면 순환 버스접근체인의 입력단 CI에 관계없이 버스점유기회를 가지게 되며, 가상토큰을 갖지 않으면 순환 버스접근체인 입력단 CI를 버스점유기회를 결정하기 위한 제어 신호로 선택한다.

가상토큰을 가진 노드는 전송할 메세지가 존재하면 (NOEMPTY\*=Low(0)), 순환 버스접근체인에 연결된

모든 노드가 버스를 사용할 수 없도록 자신의 순환 버스접근체인 출력단 CO를 High(1)로 구동하고 버스를 사용한다. 만약 전송할 메시지가 없으면, 우선 순위가 높은 다음 노드가 전송 기회를 가질 수 있도록 CO 출력단에 Low(0) 신호 값을 구동한다. 또한 순환 버스접근체에 연결된 각 노드에게 자신의 버스점유기회를 결정하는 시기를 제공하기 위하여 출력단 TO에 하나의 펄스 신호를 구동한다. 따라서 가상토큰을 갖지 않은 각 노드는 자신의 TI 입력단에서 펄스 신호가 감지되는 시점에서 자신의 버스점유기회를 결정하게 하여 버스 충돌을 제어한다. 가상토큰을 갖지 않은 노드는 TI 입력단에서 하나의 펄스 신호가 감지될 때, CI 입력단의 값이 버스점유기회가 있음을 나타내는 Low(0)이고 전송할 메시지가 있으면, CO출력단을 High(1)로 구동하여 자신이 버스를 사용하게 됨을 다음 우선순위를 가진 노드에게 알린다. 또한 TI 입력단에서 입력된 펄스 신호를 TO 출력단으로 전달한다. 만약 전송할 메시지가 없으면, CO 출력단의 값을 Low(0)로 구동하여 다음 우선순위를 가진 노드가 버스점유기회가 있음을 알리고, TI 입력단에서 입력된 펄스 신호를 TO 출력단에 전달한다. 또한 CI입력단의 신호값이 High(1)인 경우 즉, 우선순위가 높은 노드가 이미 버스점유기회를 가졌음을 나타내는 경우, 자신의 전송할 메시지 존재 여부와 관계없이 CO 출력단은 High(1)로 전달된다. 따라서 가상토큰을 가진 노드는 순환 버스접근체에서 가장 높은 우선순위를 가지게 되며, 전송할 메시지가 있을 경우 메시지를 전송할 수 있다. 그러나 가상토큰을 갖지 않은 노드도 가상토큰을 가진 노드가 전송할 메시지가 없을 경우, 순환 버스접근체의 우선순위에 따라 순서적으로 버스점유기회를 가질 수 있다. 따라서 VTBC 프로토콜은 전송할 메시지를 갖지 않는 노드에 대한 스위치오버 시간을 배제하므로써 버스의 전송주기를 최소화 하여 버스 이용률을 높이고 메시지 평균대기시간을 줄일 수 있다. 그림 3의 (b)는 순환 버스접근체의 우선순위 제어기의 동작에 대한 진리표(truth table)를 나타낸다.

가상토큰버스 통신망에서 VTBC 프로토콜이 수행되는 과정에 대한 순서도는 그림 4와 같다. 각 노드는 새로운 버스전송주기를 나타내는 신호인 프레임 동기 신호를 확인하여 신호가 유효한 경우(FRS\* = Low(0)), 노드 내부의 접근계수기의 값을 0으로 초기화 한다. 프



(a) 우선순위 제어기의 기능 블럭도

Inputs				Outputs		
TOKEN*	CI*	NOEMPTY*	TI	CO	TO	BOP
L	X	L	X	H	⌊	L
L	X	H	X	L	⌋	H
H	H	X	⌋	H	⌋	H
H	L	L	⌋	H	⌋	L
H	L	H	⌋	L	⌋	H

H: HIGH Voltage Level L:LOW Voltage Level  
 X: Immaterial ⌋:LOW-to-HIGH Clock Transition  
 ⌋: LOW Pulse

(b) 우선순위 제어기의 동작 진리표

그림 3. 순환 버스접근체의 우선순위 제어기  
 Fig. 3. CBAC(Cyclic Bus Access Chain)priority controller.

레임 동기신호가 유효하지 않는 경우(FRS\* = High(1)), 현재 버스가 다른 노드에 의해 사용되는지의 여부를 확인하여 현재 사용중(AST\_IN\* = Low(0)) 이면 접근계수기의 동작이 중지된다. 만약 버스가 사용되고 있지 않으면(AST\_IN\* = High(1)), 접근계수기의 값을 버스동기를 위한 기준 클럭(ASTCLK)에 따라 1 증가시킨다.

각 노드는 현재의 접근계수기의 값이 자신의 버스중재주수와 비교하여 두 값이 일치하면 자신이 가상토큰을 가진다. 그리고 순환 버스접근체에서 가장 높은 우선순위를 가지도록 순환 버스접근체를 재구성한다.

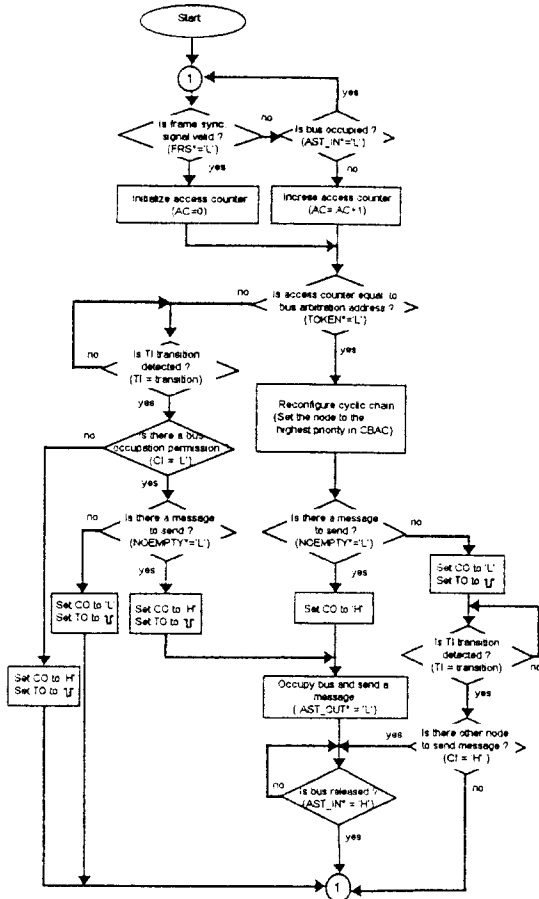


그림 4. VTBC 프로토콜의 동작 흐름도  
Fig. 4. Flowchart of VTBC protocol.

즉, 순환 버스접근체인의 입력단 CI 신호 값을 무시하고 자신이 가장 먼저 버스점유기회를 가진다. 그리고 전송할 메시지 존재 여부를 확인하여 메시지가 존재하면, 순환 버스접근체인의 출력단 CO을 High (1)로 구동하여 다른 노드가 버스를 사용하지 못하도록 한다. 그리고 버스점유신호(AST\_OUT\*)를 Low(0)로 구동하고 버스에 메시지 전송을 시작한다. 만약 전송할 메시지를 가지고 있지 않으면, 순환 버스접근체인에서 전송할 메시지를 가지는 다른 노드가 버스를 사용할 수 있도록 순환 버스접근체인의 출력단 CO를 Low(0)로 구동하며, 또한 다른 노드가 우선순위에 따라 순서적으로 버스점유기회를 결정하도록 출력단 TO 에 하나의 펄스 신호를 구동한다. 가상토큰을 갖지 않은 노드는 자신의 버스점유기회를 결정하는 순서가 될 때까지 기다린다. 즉, 입력단 TI 에 펄스 신호가 나타나면 자신

의 버스점유기회를 결정하는 시기이다. 그리고 순환 버스접근체인의 입력단 CI 신호값이 Low (0)이고 전송할 메시지를 가지고 있으면, 순환 버스접근체인의 출력 CO을 High(1)로 구동하고 버스에 메시지 전송을 시작한다. 만약 전송할 메시지가 없으면 순환 버스접근체인의 출력 CO을 Low (0)로 구동하여 순환 버스접근체인에서 자신 보다 낮은 우선 순위를 가지는 노드에게 버스점유기회를 전달한다. 또한 자신의 CI 신호 값이 High (1)이면, 자신 보다 우선순위가 높은 노드가 버스를 점유하여 사용하는 것이므로 순환 버스접근체인의 CO 신호 값을 High(1)로 구동한다. 가상토큰을 가진 노드는 자신의 버스접근체인의 CI 신호 값을 확인하여 그 값이 Low(0) 이면, 전송할 메시지를 가지는 노드가 없으므로 다음 버스중재주소를 가진 노드로 가상토큰을 전달한다. 만약 CI 신호 값이 High(1)이면 통신망에서 임의의 노드가 메시지 전송을 시작한 것으로 판단하고 메시지 전송이 완료(AST\_IN\*=High(1)) 될 때까지 대기한다. 메시지를 전송중인 노드가 메시지 전송을 완료하면 각 노드의 접근계수기는 다시 동작을 시작하게 되며, 가상토큰은 다음 노드에게 전달된다. 제안한 VTBC 프로토콜은 이와 같은 과정을 반복적으로 수행한다.

제안한 VTBC 프로토콜에서 순환 버스접근체인의 장애 및 처리방법은 다음과 같다.

1) 순환 버스접근체인의 장애 감지 방법

순환 버스접근체인은 그림 3의 (a)와 같이 버스점유기회를 전달하는 신호(CI,CO)와 버스점유기회를 결정하는 시기를 나타내는 신호(TI,TO)로 구성된다. 순환 버스접근체인이 끊어진 경우 또는 각 노드의 체인 구동회로가 불량임을 확인하는 방법은 다음과 같다. 첫째, 가상토큰을 가진 노드가 메시지를 전송하기 위하여 CO 값을 H로 구동한 후, 자신에게 돌아오는 체인 입력 (CI) 값이 모든 노드가 버스점유기회를 갖지 않았음을 의미하는 L 값이 입력되면 체인의 장애 발생을 확인할 수 있다. 둘째, 가상토큰을 가진 노드가 각 노드의 버스점유기회를 결정하는 시기를 제공하기 위하여 TO 출력단에 펄스 신호를 구동한 후, 다시 자신에게 돌아오는 TI 입력단에 펄스 신호가 감지되지 않으면 체인의 장애 발생을 확인할 수 있다. 셋째, 각 노드가 출력하는 CO 신호 값을 루프백시켜 자신이 출력한 신호 값과 비교하므로써 CO 출력 구동칩의 이상 유무를 확인할 수 있다. 또한 버스점유기회를 결정하는 회로의

장애로 인한 CO 출력 값의 이상이 발생된 경우, 즉 앞 단에서 버스를 점유하여 자신의 CO 출력을 H 로 구동시켜야 되지만 이상으로 L를 발생시켰으면, 다음 단의 노드는 CI 입력단이 L로 버스점유기회를 가질 수 있으나, 이미 다른 노드에 의해 버스가 점유되었음이 확인 되면 체인장애가 발생하였음을 감지한다.

2) 순환 버스접근체인의 장애처리 방법

순환 버스접근체인에서 각 노드의 CO 및 TO 출력 단의 이상은 두 개 이상의 노드가 동시에 버스점유기회를 가지게 되므로서 버스 충돌을 발생시킨다. 따라서 각 노드는 자신이 버스점유기회가 있을 경우, 다른 노드가 이미 버스를 점유하고 있으면 체인의 장애로 판단할 수 있다. 이러한 체인 장애를 발견한 노드는 통신망 관리자에게 장애 발생 사실을 노드 제거와 통신망 관리기 사이의 유지관리버스를 통하여 장애 메시지로 알리고, 메시지를 받은 통신망 관리기는 모든 노드에게 순환 버스접근체인을 사용하지 않고, 가상토큰만 사용하여 매체접근제어(VTB 프로토콜)를 수행하도록 제어 메시지를 전달한다. 따라서 각 노드는 체인을 무시하고 가상토큰만을 매체접근제어에 사용하므로서 버스의 성능 저하를 초래하지만, 체인의 이상으로 인한 전체 통신망의 장애를 배제할 수 있다.

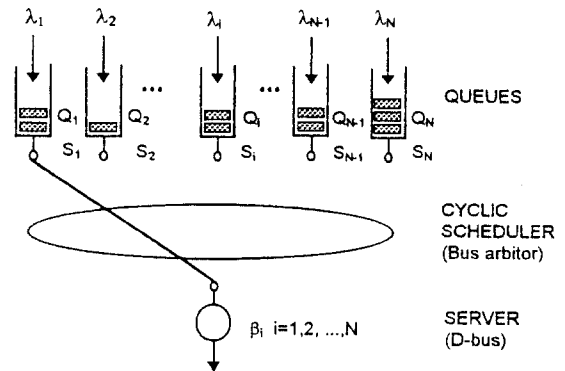
IV. 성능분석

가상토큰버스 통신망의 매체접근제어 프로토콜은 스위치오버 시간을 가지는 단일 서버 다중 큐를 갖는 사이클릭 폴링 서비스 시스템(cyclic polling service system)으로 그림 5와 같이 모델링이 될 수 있다. 그리고 실시간 처리 위하여 서버가 큐에 도착해서 한개의 메시지를 전송하는 비전면 서비스(nonexhaustive service) 정책을 가진다. 본 장에서는 가상토큰버스 통신망에서 VTB, VTBR 및 본 논문에서 제안한 VTBC 프로토콜에 대한 성능을 비교 분석하였다.

1. VTB 프로토콜

가상토큰버스(VTB) 프로토콜은 비전면 사이클릭 폴링 시스템으로 모델링 된다. 하나의 서버, S가 각각 무한대의 대기공간을 갖는 N개의 큐를 Q<sub>1</sub>(첫번째 큐), ..., Q<sub>N</sub>(N번째 큐)의 순서로 반복하면서 서비스한다. 각 큐에 메시지가 도착하는 형태는 서로 독립인 포와송 프로세스를 따르며 i 번째 큐인 Q<sub>i</sub>로의 평균도착률(단

위 시간당 도착하는 평균 메시지 수)은 λ<sub>i</sub>라는 값을 갖는다. Q<sub>i</sub>에 있는 메시지들의 서비스 시간은 서로 독립이며 평균이 β<sub>i</sub>이고 2차 모멘트가 β<sub>i</sub><sup>2</sup>인 동일한 분포를 갖는다. Q<sub>i</sub>로 부가되는 트래픽은 ρ<sub>i</sub>(= λ<sub>i</sub>β<sub>i</sub>)로서, 전체 시스템에 부가되는 트래픽은 ρ(=∑ρ<sub>i</sub>)로 표현된다. 서버가 Q<sub>i</sub>에서 Q<sub>i+1</sub>로 이동하는데 걸리는 시간인 스위치오버 시간 SW<sub>i</sub>는 평균이 s<sub>i</sub>이고 2차 모멘트가 s<sub>i</sub><sup>2</sup>이라는 값을 가지며 스위치오버 시간은 서로 독립이다. 그리고 한 버스전송주기 내의 총 스위치오버 시간을 평균이 s이고 2차 모멘트가 s<sup>(2)</sup>로 표현한다.



- N : Number of queue in the system
- λ<sub>i</sub> : Arrival rate of message offered to queue i
- β<sub>i</sub> : Random variable for service time of message in queue i
- S<sub>i</sub> : Random variable for the switchover time corresponding to queue i

그림 5. 사이클릭 폴링 시스템의 큐잉모델  
Fig. 5. Queuing model of cyclic polling system.

비전면 사이클릭 폴링 서비스 시스템에서 임의의 큐 i에서의 메시지 평균 대기시간 Ew<sub>i</sub>은

$$Ew_i \approx \frac{1 - \rho + \rho_i}{1 - \rho - \lambda_i} \cdot \frac{1 - \rho}{(1 - \rho)\rho + \sum_{j=1}^N \rho_j^2} \cdot \left[ \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2S} \sum_{j=1}^N \psi^2 + \frac{s}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right], i = 1, \dots, N$$

Boxma<sup>[13]</sup>에 의해 식(1)과 같이 표현된다. 여기서 ρ = ∑λ<sub>i</sub>β<sub>i</sub>, s = ∑s<sub>i</sub>, ψ<sup>2</sup>은 큐 i에서 큐 i+1까지의 스위치오버 시간의 분산값이다.

2. VTBR 프로토콜

가상토큰 예약 기능을 가진 가상토큰버스(VTBR) 프로토콜은 기본적으로는 VTB 프로토콜과 같으나 전



송할 메시지를 가지는 노드 사이의 스위치오버 시간을 줄이기 위하여 서버가 서비스중에 다음 전송할 메시지가 있는 큐를 예약하는 서비스 정책을 가진다. 즉, 서버가 서비스중에 가상토큰이 각 큐를 순차적으로 방문하여 서비스를 대기중인 메시지가 있으면 서비스를 예약하고 메시지가 없으면 다음 큐를 방문하는 정책을 통하여 전송할 메시지를 갖지 않는 큐에 대한 스위치오버 시간을 배제하여 평균 대기시간을 줄일 수 있다. VTBR 프로토콜의 서비스 정책은 다음과 같다.

- 1) 서버는 각 큐를 순차적으로 방문하여 서비스 한다.
- 2) 서버가  $i$  번째 큐를 방문하여 서비스를 하는 도중에 가상토큰은  $i+1$  번째 큐를 방문하여 메시지의 유무를 체크한다. 만약 큐에 대기 중인 메시지가 없으면,  $i+2$  번째 큐,  $i+3$  번째 큐, ... 으로 계속 체크한다. 만약  $j$  번째 큐에 메시지가 있으면 그 큐에 대하여 서비스를 예약한다.
- 3) 서버가  $i$  번째 큐를 서비스를 완료하면 한번의 스위치오버 시간 후 예약된 큐  $j$  에 대한 서비스가 시작되며, 가상토큰은  $j+1$  번째 큐부터 순차적으로 큐를 방문한다.
- 4) 서버가  $i$  번째 큐에 대한 서비스를 완료한 후 다른 큐에 대한 예약이 없으면, 예약된 큐가 있을 때까지 서버는 기다리며, 가상토큰은 순차적으로 큐를 방문하여 메시지 존재 여부에 따라 서비스 예약 기능을 수행한다.

비전면 사이클릭 폴링 시스템에서의 스위치오버 시간  $s_i$ 는  $i$  번째 큐에서  $i+1$  번째 큐로 서버가 방문하는데 걸리는 시간이며, 전체 스위치 오버 시간의 총합  $s$ 는

$$s = \sum_{i=1}^N s_i \quad (2)$$

와 같이 표현된다.

그러나 가상토큰 예약 기능을 가지는 서비스 정책에서는 다음과 같이 표현된다. 서버가  $i$  번째 큐를 서비스 하는 도중에 가상토큰이 다음 큐들을 방문하여 메시지의 유무를 체크하게 하는 방식이므로 서비스 도중에 방문한 큐에 대한 스위치오버 시간은 무시할 수 있게 된다. 즉  $i$  번째 큐에서  $j$  만큼 앞에 있는  $(i-j)$  번째 큐의 메시지 유무 상태에 따라  $s_i$ 의 존재 여부가 결정된다. 서버가  $(i-j)$  번째 큐를 방문하여 메시지를 서비

스하고  $(i-j)$  번째 큐와  $i$  번째 큐 사이에 서비스해야 하는 메시지를 가진 큐가 적어도 하나 이상이면  $s_i$ 는 서버가 서비스하는 시간에 포함된다. 즉  $s_i$ 는 0 이된다. 따라서  $s_i$ 가 존재하려면  $(i-j)$  번째 큐에서  $i$  번째 큐 사이에 있는 모든 큐에 대기중인 메시지가 없어야 한다. 여기서  $j$ 는  $(i-j)$  번째 큐에 있는 메시지의 서비스 시간  $\beta_{(i-j)}$ 를  $s_{(i-j)}$ 으로 나누값이 되며 각 큐의 서비스 시간이 같다면, 즉  $\beta_i = \beta (1 \leq i \leq N)$ 이면  $j$ 는

$$j = \frac{\beta_{(i-j)}}{s_{(i-j)}} = \left\lceil \frac{\beta}{s_i} \right\rceil \quad (3)$$

와 같이 표현된다.

임의의 큐  $i$ 에서 가상토큰이 그 큐를 방문할 때 큐가 비어있을 확률에 대한 근사식은

$$P_i(0) = e^{-\lambda_i E[c]} \cong 1 - \lambda_i E[c], \lambda_i E[c] \ll 1 \quad (4)$$

와 같이 표현된다. 여기서  $E[c]$ 는 평균 사이클 시간이다.

위의 관계를 사용하면 전체 스위치오버 시간의 총합  $s$ 와 서버가 각 큐를 방문하여 서비스하는데 걸리는 평균 사이클 시간  $E[c]$ 의 관계를 나타낼 수 있다. 여기서  $E[s_i]$ 는 큐  $i$ 가 비어 있을 경우 평균 스위치오버 시간이다.

$$E[s_i] (1 - \lambda_i E[c])^{\min(N, i)} \cdot s_i \quad (5)$$

$$\begin{aligned} s' &= \sum_{i=1}^N E[s_i] + \sum_{i=1}^N \lambda_i E[c] s_i \\ &= \sum_{i=1}^N (1 - \lambda_i E[c])^{\min(N, i)} \cdot s_i + \sum_{i=1}^N \lambda_i E[c] s_i \end{aligned} \quad (6)$$

$$\begin{aligned} E[c] &= s' + \sum_{i=1}^N \lambda_i E[c] \beta_i \\ &= \frac{s'}{1 - \rho} \end{aligned} \quad (7)$$

따라서  $i$  번째 큐에서의 메시지 평균대기시간  $Ew_i$ 는 기본적인 비전면 사이클릭 폴링 시스템에서의 평균 대기시간을 나타내는 식(1)에 식(6)과 식(7)을 통하여 구하여진 새로운  $s'$ 를 적용하면 식(8)과 같다.

$$\begin{aligned} Ew_i &= \frac{1 - \rho + \rho_i}{1 - \rho + \lambda_i s_i} \cdot \frac{1 - \rho}{(1 - \rho)\rho + \sum_{j=1}^N \rho_j^2} \cdot \\ &\quad \left[ \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2s'} \sum_{j=1}^N \Psi_j^2 \right] \\ &\quad + \frac{s'}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j), i = 1, 2, \dots, N \end{aligned} \quad (8)$$

3. 제안한 VTBC 프로토콜

순환 버스접근체인을 가지는 VTBC 프로토콜은 기본적으로 비전면 사이클릭 폴링 시스템<sup>[13]</sup>과 같다. 그러나 전송할 메시지를 가지는 노드 사이에 스위치오버 시간을 줄이기 위하여 서버가 큐  $i$  를 방문하여 전송할 메시지가 있으면 큐  $i$  에 대한 서비스를 시작하고, 메시지가 없으면 순환 버스접근체인에서 전송할 메시지를 가지고 우선순위가 가장 높은 임의의 큐  $j$  에 대한 서비스를 수행한다. 따라서 전송할 메시지를 가지는 두 노드의 위치(버스중재주소)와 관계없이 항상 한번의 스위치 오버 시간에 서비스를 할 수 있으므로 전송할 메시지를 갖고 있지 않는 큐에 대한 스위치오버 시간을 배제하여 메시지 평균대기시간을 최소화 할 수 있다. 이러한 서비스 정책은 다음과 같다.

- 1) 서버는 각 큐를 1에서 N까지 순차적으로 반복하여 방문한다.
- 2) 서버가  $i$  번째 큐를 방문하여 큐에 대기중인 메시지가 있으면 서비스를 하고  $i+1$  번째 큐를 방문한다. 그러나 큐에 대기중인 메시지가 없으면 메시지가 있는 다른 큐 중에 순환 버스접근체인에서 가장 높은 우선순위를 가지는  $j$  번째 큐를 서비스한다.
- 3) 서버는  $i$  번째 큐 또는  $j$  번째 큐에 대한 서비스를 마친 후 서버는  $i+1$  번째 큐를 방문한다.

$x_i$  를 큐  $i$  에 있어서 메시지가 도착하기 바로 직전에 큐  $i$  에서의 큐 길이,  $c_i$  를 큐  $i$  에서 서비스가 시작하는 시점에서 서버가 다시 큐  $i$ 에 되돌아 올 때까지의 사이클 길이,  $rc_i$  를 메시지가 큐  $i$ 에 도착한 시점부터 서버가 큐  $i$  로 되돌아 올 때까지의 시간이라 하면, 임의의 큐  $i$  에 하나의 메시지가 임의의 시간에 도착하여 서비스될 때까지의 시간, 즉 메시지 평균대기시간  $Ew_i$ 은 식(9)와 같이 서버가 큐  $i$  를 방문할 때 까지의 시간  $Erc_i$  와 메시지가 도착할 때 이전에 도착되어 서비스를 기다리는 메시지들이 모두 서비스를 받고 나갈 때까지 기다리는 시간(즉, 각 큐에 방문한 서버는 한개의 메시지만 서비스를 하는 정책을 가지므로  $Ex_i(Ec_i)$  과의 합으로 표현된다.

$$Ew_i = Erc_i + Ex_i Ec_i \tag{9}$$

여기서  $Ex_i = \lambda_i Ew_i$  (Little's Formula) 에 의하여 메시지 평균대기시간  $Ew_i$  은

$$Ew_i = \frac{Erc_i}{1 - \lambda_i Ec_i} \tag{10}$$

과 같이 표현된다. 식(10)에서 두개의 매개변수  $Erc_i$ 와  $Ec_i$ 를 구하기 위하여 다음 두 가지의 근사에 관한 가정을 도입한다.

가정 1:

$Ec_i$ 는  $i$  번째 큐의 서비스 시간과  $i$  번째 큐를 제외한 모든 큐에 대한 서비스 시간과 전체 스위치오버 시간의 합이다<sup>[13]</sup>.

$$Ec_i = \frac{\beta_i + S_i}{1 - \rho + \rho_i} \tag{11}$$

여기서 큐  $i$  에서 서비스를 시작하는 시점에서 가상 토큰(서버)이 다시 큐  $i$  에 되돌아올 때 까지의  $i$ -사이클  $Ec_i$  내에서 다른 큐  $j$ 의 메시지가 서비스될 확률  $\alpha_{ij}$  를 다음과 같이 정의하면

$$\begin{aligned} \alpha_{ij} &= \Pr(i\text{-cycle contains a service for queue } j) \\ &= 1 - e^{-\lambda_j Ec_i} \cong \lambda_j Ec_i, (j \neq i, \lambda_j Ec_i \ll 1) \end{aligned} \tag{12}$$

$i$ -사이클에서 평균 사이클 시간  $Ec_i$ 는  $i$  번째 큐의 서비스 시간, 전체 스위치오버 시간의 총합과  $i$  번째 큐를 제외한 모든 큐에 대한 서비스 시간과의 합이 된다.

$$\begin{aligned} Ec_i &= \beta_i + S_i + \sum_{j \neq i}^N \alpha_{ij} \beta_j \\ &= \frac{\beta_i + S_i}{1 - \rho + \rho_i} \end{aligned} \tag{13}$$

여기서  $i$ -사이클에서 스위치오버 시간의 총합  $S_i$  는 서버가  $i$  번째 큐에서  $i+1$  번째 큐를 방문하는데 걸리는 시간  $s_i$  와  $i$ -사이클에서 전송할 메시지를 가지는 다른  $j$  번째 큐에 대한 스위치 오버 시간의 합이되며, 총합  $S_i$  는

$$S_i = s_i + \sum_{j \neq i}^N \alpha_{ij} s_j = s_i + \sum_{j \neq i}^N \lambda_j Ec_i s_j \tag{14}$$

와 같이 표현된다.

가정 2:

$Erc_i$ 는 메시지가 큐  $i$  에 도착한 순간부터 서버가 그 큐에 도착하는 시점까지의 시간을 나타내는 residual cycle time의 평균을 나타내는데,  $Erc_i$ 가 모든 큐에 대해 동일하다고 가정한다. 그러면 즉,  $Erc_i \equiv Erc_j$  가 된

다. 따라서 위 두 가정을 식(10)에 대입하여 정리하면, 큐  $i$ 에서의 메시지 평균대기시간  $Ew_i$ 는

$$Ew_i = Erc \cdot \frac{1 - \rho - \rho_i}{1 - \rho - \lambda_i S_i}, i=1, \dots, N \quad (15)$$

와 같이 표현된다.

Watson의 pseudo-conservation law<sup>[14]</sup>에 따르면 사이클릭 폴링 시스템에서 임의의 큐  $i$ 에 대한 평균 대기시간  $Ew_i$ 는

$$\sum_{i=1}^N \rho_i (1 - \alpha_i) Ew_i = \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2S_1} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 + \frac{S_i}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \quad (16)$$

$$(\alpha_i = \lambda_i \frac{S_i}{1 - \rho})$$

와 같이 표현된다. 여기서  $Erc$ 를 구하기 위하여 식(16)에 식(15)의  $Ew_i$ 를 대입하여 정리하면  $Erc$ 는 식(17)와 같이 표현된다.

$$Erc = \frac{1 - \rho}{(1 - \rho)\rho + \sum_{j=1}^N \rho_j^2} \cdot \left[ \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2S_1} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 + \frac{S_i}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right], i=1, \dots, N \quad (17)$$

따라서 식(13)과 식(14)을 통하여  $i$ -사이클에서 스위치오버 시간의 총합  $S_i$ 를 구하고, 식(17)를 식(15)에 대입하면 임의의 큐  $i$ 에서의 메시지 평균대기시간  $Ew_i$ 는

$$Ew_i \approx \frac{1 - \rho + \rho_i}{1 - \rho - \lambda_i S_i} \cdot \frac{1 - \rho}{(1 - \rho)\rho + \sum_{j=1}^N \rho_j^2} \cdot \left[ \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2S_1} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 + \frac{S_i}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right], i=1, \dots, N \quad (18)$$

와 같이 표현된다.

#### IV. 분석 결과 및 평가

가상토큰버스 통신망에서 각 노드의 버스접근시기를 결정하는 방식에 따라 가상토큰버스(VTB) 프로토콜, 가상토큰 예약기능을 가지는 가상토큰버스(VTBR) 프

로토콜과 본 논문에서 제안한 순환 버스접근제어를 가지는 가상토큰버스(VTBC) 프로토콜에 대한 성능을 비교하였다. 그림 6은 버스 전송 속도가 320Mbps이고, 메시지 프레임의 길이가 CDMA 이동통신 시스템의 음성 메시지 프레임의 길이인 48bytes 이고, 망에 연결되는 노드의 최대 수가 160 노드이고, 각 노드의 스위치오버 시간이  $0.5 \mu S$ 일 때, 메시지 도착률의 변화에 따른 평균대기시간을 이론적 해석 방법과 SLAM II 이산사건 모델을 사용한 시뮬레이션을 통하여 구한 결과를 비교하였다.

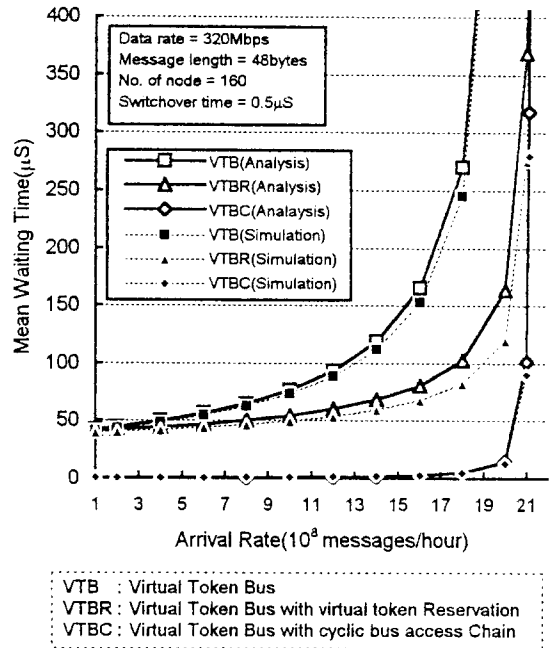


그림 6. 도착률에 따른 메시지 평균대기시간  
Fig. 6. Mean waiting time as a function of message arrival rate.

그 결과 그림 6에서 보는 바와 같이 이론적 해석 방법에 의해 구한 평균대기시간이 시뮬레이션에 의해 구한 평균대기시간과 거의 비슷함을 확인 할 수 있다. 따라서 시뮬레이션에 의해 검증을 거친 이론적 해석 방법으로 세 가지 매체접근제어 프로토콜을 비교 평가하기로 한다.

그림 6에서 VTB 프로토콜은 각 노드의 메시지 존재 여부와 관계없이 항상 두 노드간  $0.5 \mu S$ 의 스위치오버 시간이 요구되므로 트래픽의 량이 증가함에 따라 평균 대기시간이 크게 증가함을 나타낸다. VTBR 프로토콜은 프레임 전송중에 다음 전송할 노드를 예약하는 기

능을 통하여 전송할 메시지를 가지는 두 노드간 스위치오버 시간을 줄이므로서 평균대기시간을 개선할 수 있음을 나타낸다. 제안한 VTBC 프로토콜은 가상토콘을 가진 노드가 전송할 메시지 프레임 을 갖지 않을 경우 다음 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드의 버스 중재주소와 상관없이 항상 전송할 메시지 프레임을 가지는 노드간에 한번의 스위치오버 시간이 요구되므로서 최소의 메시지 평균대기시간을 나타낸다. 예를 들면 통신망에서 하나의 노드만이 전송할 메시지 프레임을 가지는 경우, 프레임 전송을 완료한 후 다시 프레임을 전송하기까지는 한번의 스위치오버 시간이 요구된다. 메시지 도착률이 낮은 경우에 VTBC 프로토콜에서는 전송할 메시지를 가진 노드에 대한 스위치오버 시간만 요구되므로 VTBC, VTBR 프로토콜보다 매우 낮은 메시지 평균대기시간을 갖게 됨을 알 수 있다. 또한 평균 메시지 도착률이  $2 \times 10^9$ (messages/hour)인 경우, 즉 메시지 도착률이 높은 경우에도 제안한 VTBC 프로토콜이 VTBC 프로토콜보다 49 배, VTBR 프로토콜보다 11배 정도 메시지 평균대기시간이 향상됨을 알 수 있다.

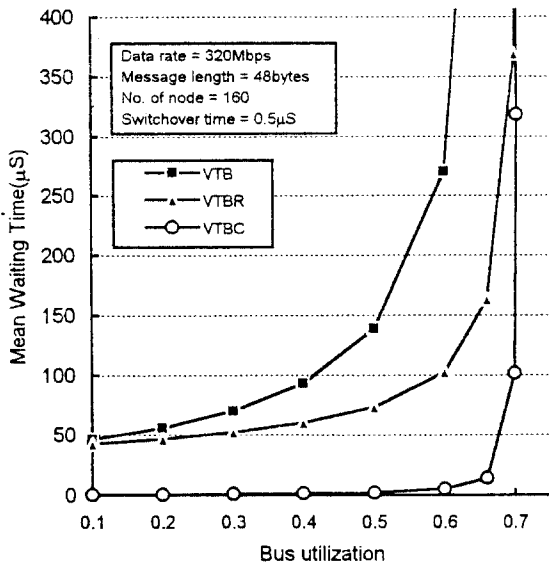


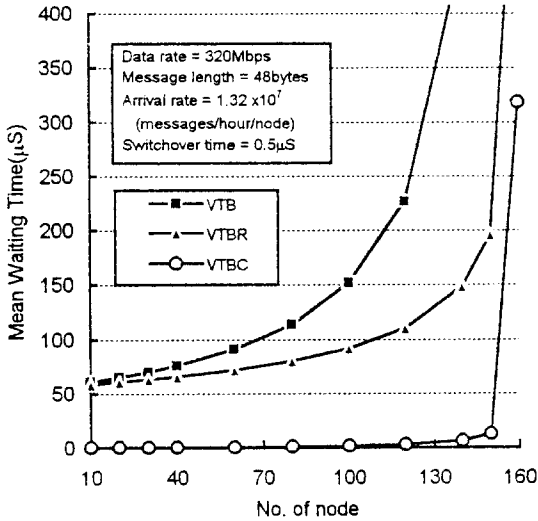
그림 7. 버스 이용률에 따른 메시지 평균대기시간  
Fig. 7. Mean waiting time as a function of bus utilization.

그림 7은 버스 이용률( $\rho$ )의 변화에 따른 세 가지 프로토콜에 대한 메시지 평균대기시간을 나타낸 것이다. 기존의 VTBC, VTBR 프로토콜은 버스의 이용률이 증가함에 따라 메시지 평균대기시간이 크게 증가함을 보이며, 제안한 VTBC 프로토콜은 이용률이 0.6 까지

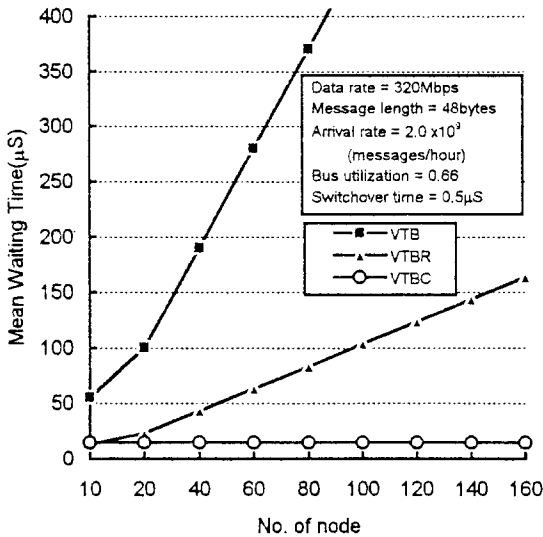
는 평균대기시간의 증가율 변화가 매우 적어나 0.67에서 부터 급격히 증가됨을 나타낸다. 그 이유는 제안한 VTBC 프로토콜은 전송할 메시지를 갖는 노드에 대해서만 스위치오버 시간을 요구하므로 아주 짧은 사이클 타임  $E [c]$ 을 가지게 된다. 즉, 제안한 VTBC 프로토콜은 전체 통신망에 도착하는 트래픽이 많을 경우, 다시 말해 버스 이용률( $\rho=0.6$ )이 높은 경우에도 짧은 사이클 타임이 자주 반복됨으로 인하여,  $E [c]$ 가 매우 큰 값을 갖는 가상토콘버스(VTB) 프로토콜 및 가상토콘 예약 기능을 갖는 가상토콘버스(VTBR) 프로토콜보다 메시지 평균대기시간이 상대적으로 매우 작게 나타난다. 예를들면, 버스 이용률( $\rho$ )이 0.6인 경우 즉, 시간당 메시지 도착률이  $1.8 \times 10^9$ (messages/hour)인 경우에 제안한 VTBC 프로토콜에서의 버스 사이클 타임  $E [c]$ 는  $10.9 \mu S$  밖에 안되므로 메시지 평균대기시간  $E [W]$ 는  $5.0 \mu S$  밖에 안된다. 바꾸어 말하면 비교적 메시지 트래픽이 높은  $1.8 \times 10^9$ (messages/hour)인 경우에도 한번의 버스 사이클 타임  $E [c]$ 는  $10.9 \mu S$  밖에 안되며, 이 동안에 전체 통신망에는 5.45 개의 메시지 밖에 도착하지 않는다. 즉, 매우 짧은 버스 사이클 타임이 자주 반복되므로 기존의 VTB, VTBR 프로토콜에 비해 각 노드에서의 메시지 평균대기시간이 짧게 나타난다. 반면에 VTB 프로토콜에서 버스 사이클 타임  $E [c]$ 은  $200 \mu S$ 가 되므로 메시지 평균대기시간  $E [W]$ 는  $270 \mu S$ 로 길게 나타난다. 그리고 VTBR 프로토콜에서 버스 사이클 타임  $E [c]$ 은  $123 \mu S$ 가 되므로 메시지 평균대기시간  $E [W]$ 는  $102 \mu S$ 로 VTB 프로토콜보다 짧게 나타난다. 그러나 최대 버스 이용률( $\rho=0.70588$ )이 되는 순간 즉, 한 사이클 타임에서 노드 갯수 보다 많은 메시지가 도착하는 경우에는 VTB, VTBR, VTBC 프로토콜은 거의 동일한 매우 큰 메시지 평균대기시간을 가지게 된다. (여기서 최대 버스 이용률은 노드간 스위치오버 시간을 제외한 순수 메시지 전송에 사용한 버스 이용률을 의미한다)

그림 8의 (a)는 각 노드가 고정된 메시지 도착률을 가진 경우에 대하여 노드 수의 증가에 따른 메시지 평균대기시간의 변화를 나타낸다. 제안한 VTBC 프로토콜은 노드 수의 증가에 대해서도 기존의 VTB, VTBR 프로토콜에 비하여 메시지 평균대기시간의 증가율이 낮음을 나타낸다. 노드 수의 증가에 따른 메시지 평균대기시간은 메시지 도착률의 증가에 따른 현상과 유사

함을 알 수 있다. 그림 8의 (b)는 통신망에 추가되는 전체 메세지 도착률이 일정한 경우, 즉 버스 이용률을 0.66로 고정한 상태에서 통신망의 최대 노드 수의 증가에 따른 메세지 평균대기시간의 변화를 나타낸다.



(a) 노드 당 메세지 도착률이 고정



(b) 전체 메세지 도착률이 고정

그림 8. 노드 수에 따른 메세지 평균대기시간  
Fig. 8. Mean waiting time as a function of the number of node.

VTB 프로토콜의 경우 노드의 수가 증가함에 따라 각 노드에 대한 스위치오버 시간이 추가되므로 메세지 평균대기시간이 급격한 증가를 나타내며, VTBR 프로토콜의 경우 전체 스위치오버 시간을 줄일 수 있는 가상

토큰 예약기능을 가지므로서 노드의 수가 증가함에 따라 점차적으로 메세지 평균대기시간이 증가함을 나타낸다.

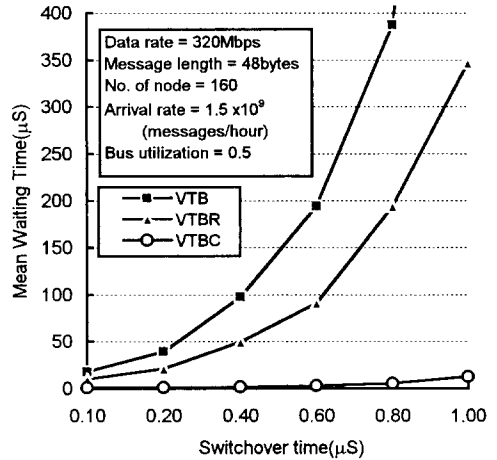


그림 9. 스위치오버 시간에 따른 메세지 평균대기시간  
Fig. 9. Mean waiting time as a function of switchover time.

그러나 제안한 VTBC 프로토콜에서는 전송할 메세지를 가진 노드에 대한 스위치오버 시간만이 고려되므로 전체 메세지 트래픽이 일정한 경우 노드 수에 무관하게 일정하게 낮은 값을 가지게 됨을 나타내며, 전체 망에 추가되는 메세지 도착률의 변화에 따라 메세지 평균대기시간이 변화함을 확인할 수 있다.

그림 9는 망의 전체 메세지 도착률이 일정한 경우에 대하여 스위치오버 시간의 변화에 따른 메세지 평균대기시간을 나타낸다. VTB 프로토콜에서는 전송할 메세지의 존재 여부와 관계없이 항상 모든 노드가 스위치오버 시간을 가지고, VTBR 프로토콜에서는 메세지 전송중에 가상토큰이 전달될 수 있는 노드의 수가 한정적이기 때문에 스위치오버 시간이 증가함에 따라 평균대기시간에 대한 영향이 크게 나타낸다. 따라서 기존의 VTB, VTBR 프로토콜에서는 스위치오버 시간의 변화에 따라 민감한 변화를 나타낸다. 그러나 제안한 VTBC 프로토콜에서는 메세지 평균대기시간의 변화에 영향을 별로 미치지 않는다. 이것은 전송할 메세지 프레임을 갖지 않은 노드에 대한 스위치오버 시간을 배제할 수 있기 때문이다.

그림 10은 망의 전체 메세지 도착률이 일정한 상태에서 메세지 길이의 변화에 따른 메세지 평균대기시간을

나타낸다. VTB 프로토콜은 메시지의 길이가 늘어남에 따라 버스를 사용하는 시간이 상대적으로 커지게 되며, VTBR 프로토콜은 메시지의 길이가 길어짐에 따라 메시지 전송 중 가상토큰을 전달할 수 있는 노드의 수가 증가하므로 스위치오버 시간의 영향을 약간 줄이는 효과를 나타낸다. 제한한 VTBC 프로토콜에서는 메시지 길이의 변화에 따른 전송 시간만 증가하게 된다.

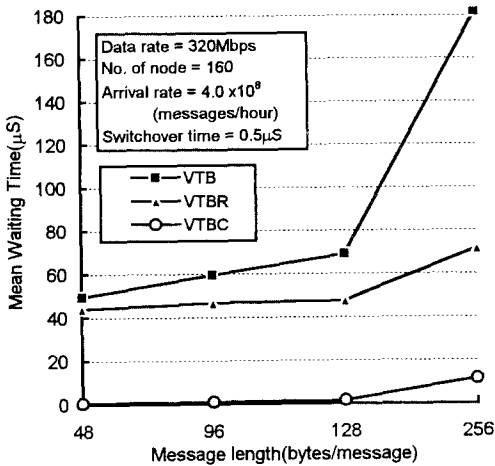


그림 10. 메시지 길이에 따른 메시지 평균대기시간  
Fig. 10. Mean waiting time as a function of message length.

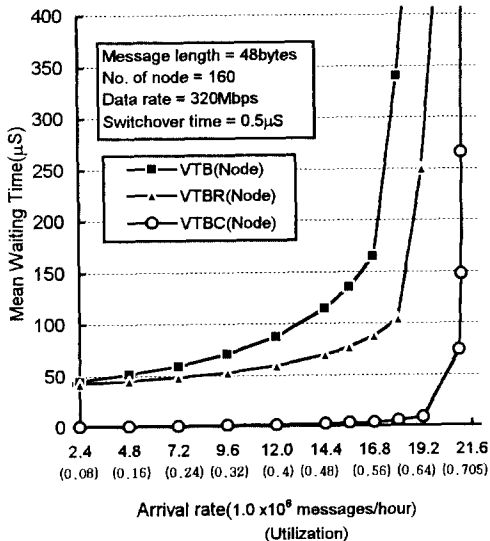


그림 11. 노드에서의 메시지 평균대기시간  
Fig. 11. Mean waiting time as a function of arrival rate in processor node.

그림 11과 그림 12는 가상토큰버스 통신망에서 트래픽 유닛 또는 프로세서와 연결되는 노드와 가상토큰 버스를 상호 연결하는 브릿지 노드에서의 메시지 평균 대기시간을 나타낸다. 즉 각 노드에 불균등한 메시지 도착률을 가진 경우에 대하여 160개의 노드 중 10 번째 마다 브릿지 노드라고 가정하고, 일반적인 프로세서와 연결된 노드보다 3 배의 메시지 도착률을 가진 경우에 대하여 브릿지 노드와 프로세서 노드에서의 메시지 평균대기시간을 나타낸다.

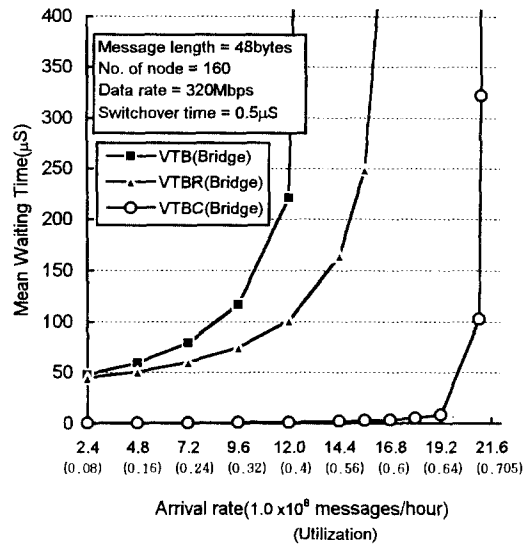


그림 12. 브릿지에서의 메시지 평균대기시간  
Fig. 12. Mean waiting time as a function of arrival rate in bridge node.

그림 11은 각 노드에 메시지 도착률이  $\lambda_i$  를 가진 프로세서 노드의 경우를 나타내며, 제한한 VTBC 프로토콜이 VTB 및 VTBR 프로토콜보다 메시지 도착률과 버스 이용률의 변화에 따른 특성이 좋음을 나타낸다. 그림 12는 메시지 도착률이 3 배인 ( $3\lambda_i$ ) 브릿지 노드의 경우에 메시지 평균대기시간을 나타낸다. 기존의 VTB 및 VTBR 프로토콜에서는 이용률이 0.5에서 급격히 증가함을 나타낸다. 그러나 VTBC 프로토콜에서는 전송할 메시지를 갖지 않은 노드의 스위치오버 시간을 배제하여 버스의 전송주기를 최적화하므로 매우 안정된 특성을 가진다. 따라서 제한한 VTBC 프로토콜은 망에 부가되는 메시지 트래픽이 균등하지 않는 경우, VTB, VTBR 프로토콜에 비하여 매우 높은 성능을 가진다.

## V. 결 론

본 논문에서는 대용량 전자 교환 시스템 및 이동통신 시스템과 같은 분산 제어 시스템의 내부 프로세서간 실시간 통신망으로 사용되는 가상토큰버스 통신망의 성능을 향상시킬 수 있는 VTBC 매체접근제어 프로토콜을 제안하였다. 가상토큰버스 통신망에서 기존의 VTB, VTBR 프로토콜은 망의 트래픽이 적거나 불균등한 경우, 전송할 메시지를 가진 노드의 위치(버스중재주소)에 따라 가상토큰 전달을 위한 스위치오버 시간 오버헤드가 존재한다. 따라서 본 논문에서 제안한 VTBC 프로토콜에서는 순환 버스접근제인을 사용하여 이러한 문제점을 해결하였다. 제안한 VTBC 프로토콜은 가상토큰을 순차적으로 전달하여 모든 노드에게 메시지 전송 기회를 공정하게 부여하며, 또한 각 노드를 순환 버스접근제인으로 연결하여 노드가 가상토큰을 갖지 않은 경우에도 순환 버스접근제인의 우선순위에 따라 메시지 전송을 가능하게 하였다. 이러한 순환 버스접근제인을 사용함으로써 전송할 메시지를 갖지 않은 노드에 대한 스위치오버 시간을 배제할 수 있으므로 한 노드가 메시지 전송을 완료한 후 다음 전송할 메시지를 가진 노드가 메시지를 전송하기까지 한번의 스위치오버 시간만 요구된다. 따라서 실시간 통신망의 성능에 큰 영향을 미치는 노드간 스위치오버 시간을 최소화하여 메시지 평균대기시간 및 버스 이용률을 향상시킬 수 있었다.

기존의 VTB, VTBR 매체접근제어 프로토콜과 본 논문에서 제안한 VTBC 매체접근제어 프로토콜에 대하여 이론적인 해석 방법으로 성능 분석을 수행하였으며, 이론적으로 구한 성능 분석 결과를 시뮬레이션으로 검증하였다. 성능 분석 결과 기존의 VTB 및 VTBR 매체접근제어 프로토콜과 비교하여 제안한 VTBC 프로토콜은 전송할 메시지 프레임이 가진 노드에 대해서만 스위치오버 시간이 요구되므로 트래픽의 량, 전송 속도, 트래픽의 집중도, 스위치오버 시간 및 노드 수의 변화에 따른 버스 이용률 및 메시지 평균대기시간의 특성이 매우 우수함을 확인하였다. 특히 제안한 VTBC 프로토콜은 메시지 트래픽이 적거나 불균등한 경우 뿐만 아니라 메시지 트래픽이 많은 경우에도 VTB, VTBR 프로토콜 보다 매우 안정된 특성을 가진다. 즉 버스 이용률이 0.7에서 제안한 VTBC 프로토콜은 VTB 프로토콜 보다 49 배, VTBR 프로토콜 보다 11

배 정도의 메시지 평균대기시간이 향상되었다.

본 논문에서 제안한 VTBC 매체접근제어 프로토콜은 대용량 전자 교환 시스템 및 CDMA 이동통신 시스템과 같은 분산 제어 시스템의 내부 실시간 통신망으로 사용되는 가상토큰버스 통신망에 적용함으로써 높은 성능 향상 효과를 얻을 수 있으며, 향후 예측되는 개인휴대통신(PCS) 및 차세대 공중 육상 이동통신 시스템(FPLMTS)의 내부 프로세서간 통신망에 활용될 수 있을 것이다.

## 참 고 문 헌

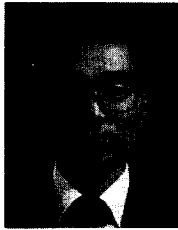
- [1] L. G. Anderson *et al.*, "Distributed systems tradeoffs," in Proc. ISS'87, pp. 26-33, 1987.
- [2] S. Y. Kim, H. Lee, and B. C. Shin, "Control interworking architecture of a large-capacity digital switching system", in Proc. IEEE Region 10 Conference on Computer and Communication Technology Toward 2000, Seoul, pp. 26-28, 1987.
- [3] M. L. Gac, J. Guezou, and C. Roche, "LAN and switching systems: flexibility and performance through architectural design," in Proc. 4th IEE Conference on Telecommunications, pp. 72-77, 1993.
- [4] 조기성, 손창수, "CDMA 방식을 수용하는 TDX-10 디지털 이동통신 교환기," 전자공학회지, 제 21권, 제 1호, pp. 93-99, 1994
- [5] 이혁재, "CDMA 이동통신 시스템의 연구개발 현황," 한국통신학회지, 제10권, 제 10호, pp. 681-692, 1993
- [6] Y. K. Jeong *et al.*, "Implementation of high performance inter-processor communication network in large capacity digital switching system," in Proc. 1993 Asia-Pacific Symposium on Information and Telecommunication Technologies (APSITT'93), Thailand, Session 5-2, 1993.
- [7] 정연쾌, 최병철, 박형준, 신동진, 이상조, "CDMA 이동통신 시스템의 상호연결 통신망 구현," 한국통신학회 논문지, 제 20권, 제8호, pp. 2221-2235, 1995
- [8] 박형준, 정연쾌, 신동진, 이충근, "VHDL을 이용한 고성능 IPC 노드의 프레임 어드레스 필터 ASIC 설계," 대한전자공학회 '94 ASIC Design

- Workshop*, pp. I-33~I-38, 1994
- [9] J. C. Wu, J. Wu, and T. Huang, "A reliable token-passing bus LAN with reservation," in Proc. *INFOCOM'89*, pp. 1-8, 1989.
- [10] 최송인, 신무용, 윤철식, 박항구, "국내 PCS 표준화 추진현황," 전자공학회지, 제 22권, 제 9호, pp. 1014 -1026, 1995
- [11] V. O. K. Li and X. Qiu, "Personal communication systems(PCS)," *Proceedings of the IEEE*, vol. 83, no. 9, pp. 1210-1245, 1995.
- [12] Y. K. Jeong, "Network management of IPC in TDX-10 with distributed control architecture," in Proc. *JC-CNSS'90*, pp. 177-181, 1990.
- [13] O. J. Boxma and B. Meister, "Waiting-time approximations for cycle-service systems with switch-over times," in Proc. *Performance'86*, pp. 254-262, 1986.
- [14] K. S. Watson, "Performance evaluation of cyclic service strategies - a survey," in Proc. *Performance'84*, pp. 521-533, 1984.

---

저 자 소 개

---



鄭 然 快(正會員)

1982년 2월 경북대학교 공과대학 전자공학과 졸업(공학사). 1984년 2월 경북대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사). 1996년 8월 경북대학교 대학원 컴퓨터공학과 졸업(공학박사). 1983년 6월 ~ 현재 한국전자통신연구소 교환기술연구단 선임연구원. 관심분야는 이동통신 시스템, 대용량 전자 교환 시스템, 고속통신망, 실시간 분산 제어 시스템, ATM 스위치 및 차세대 지능망(AIN) 등임