

# 실시간 분산제어시스템의 상호연결망을 위한 가상토큰 이중버스

백장현\*, 정연쾌\*, 이창훈\*\*

한국전자통신연구원\*  
 305-350 대전시 유성구 가정동161 서비스플랫폼연구실  
 Tel: 042-860-5744, Fax: 042-860-6380, E-mail: jback@etri.re.kr  
 서울대학교\*\*

## 요약

이동통신 시스템에서 고속 데이터, 그래픽, 동화상 등과 같은 이동 멀티미디어 서비스를 추가로 제공하기 위해서는 기존의 음성 및 데이터 뿐만 아니라 화상, 영상 데이터를 고속으로 교환할 수 있도록 시스템 내부 프로세서간 메시지 교환을 위한 CDMA 상호연결 통신망에 대한 성능 향상이 요구된다. 본 논문에서는 CDMA 상호연결망의 성능 향상을 위한 가상토큰 이중버스(VTDB: Virtual Token Dual Bus)의 구조 및 매체접근 제어 프로토콜을 제안하고 성능을 평가하였다.

제안하는 VTDB 프로토콜에서는 공유버스에 대한 매체접근 제어시 가상토큰에 의한 예약 기능을 사용하여 전송할 메시지를 가진 노드간 가상토큰 전달시간(스위치오버 시간)을 줄여 버스의 성능을 향상시키며, 또한 각 노드를 독립된 두 개의 버스에 동시에 연결하여 메시지 전송시 두 버스를 함께 사용하게 함으로써 통신망의 성능 및 신뢰성을 개선한다.

해석적 방법을 이용한 성능 분석을 통하여 본 논문에서 제안한 VTDB 프로토콜의 성능이, 기존의 단일버스 구조를 갖는 가상토큰 전달방식의 매체접근 제어 프로토콜과 비교하여 우수함을 확인할 수 있었다.

## I. 서론

CDMA 이동통신 시스템(CMS, CDMA Mobile System)은 신뢰성(reliability), 확장성(expandability) 및 융통성(flexibility)을 제공하기 위하여 분산 제어 구조를 가지며 BTS(Base station Transceiver Subsystem), BSC(Base station Controller Subsystem) 및 MSC(Mobile Switching Center) 등으로 구성된다.

CMS는 CDMA 상호연결망(CDMA Interconnection Network, CIN)을 통하여 호 제어 메시지를 주고 받는다. 즉, CIN은 BTS나 BSC와 같은 서브시스템내의 구성요소들이 호 제어 메시지를 이용하여 상호간에 통신할 수 있도록 해 주는 패킷 라우터(packet router)의 역할을 수행한다. CMS의 구조에서 CIN은 실시간 통신(real time communication)을 요구하는 CIN의 신뢰성 및 성능 등에 큰 영향을 미친다.

CMS내의 전체 상호연결망은 그림 1에서 보듯이 부분적인 그물 형태(mesh topology)를 갖는 계층구조

(hierarchical architecture)를 갖는다. CMS내의 전체 상호연결망은 BSC내의 GCIN(Global CIN)과 LCIN(Local CIN), 그리고 BTS내의 BIN(BTS Interconnection Network)으로 구성된다.

GCIN, LCIN, BIN과 같은 각 상호연결망은 속해있는 서브시스템의 특성에 따라 추가적인 요소들을 포함하기는 하지만 기본적으로 동일한 구조를 가지고 있다. 자세한 구조는 [1]을 참고하기 바란다.

CIN이 짧은 지연과 높은 처리능력을 가지기 위해서는 효율적인 MAC 프로토콜이 필수적이다. 본 논문에서는 VTDB(Virtual Token Dual Bus)라 명명한 새로운 통신망의 구조 및 프로토콜을 제안하고 기존의 프로토콜보다 수율 및 지연능력이 우수함을 보인다.

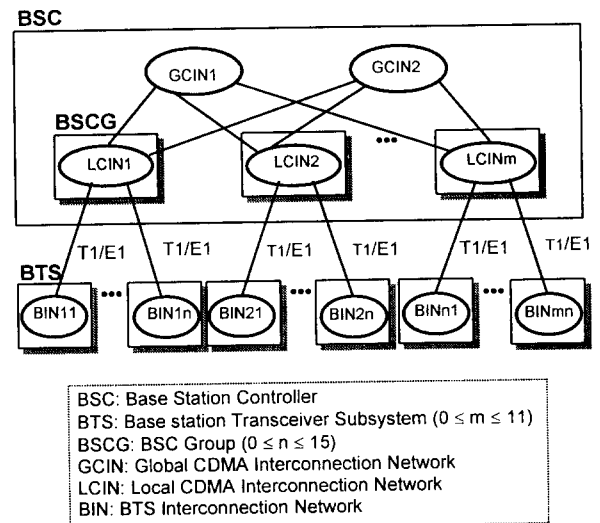


그림 1. CMS내의 전체 상호연결망

서론에 이어 II장에서는 기존의 MAC 프로토콜과 새로 제안한 프로토콜을 기술한다. III장에서는 이러한 MAC 프로토콜의 지연성능을 분석하기 위한 해석적 방법을 기술하며 IV장에서는 이를 이용한 수리적 결과를 제시한다. 끝으로 V장에서 결론을 맺는다.

## II. CIN의 구조 및 매체접근제어 프로토콜

CMS의 CIN은 가상토큰 버스 망을 기초로 구성되었다. 가상토큰 버스망의 MAC 프로토콜은, 토큰의 전송 시간을 단축하기 위하여 실제 token frame

대신에 token signal (즉, 가상토큰)을 사용한다.

CMS의 가상토큰 버스망은 지연성을 향상시키기 위하여 두 종류의 토큰(전송용 가상토큰과 예약용 가상토큰)을 사용하는 변형된 round-robin arbitration 기법을 채택하고 있다. 이는 하나의 메시지가 서비스받는 동안 예약용 가상토큰이 다음에 서비스받을 노드를 예약할 수 있도록 해 준다. 그러나 이러한 예약용 가상토큰을 이용한 성능 향상에는 한계가 있다. 우리는 CDMA 상호연결 통신망의 성능과 신뢰성을 동시에 향상시키기 위하여 두개의 버스를 동시에 운용하는 가상토큰 이중버스(VTDB: Virtual Token Dual Bus) 프로토콜을 제안한다.

본 논문에서 제안하는 VTDB 통신망은 두개의 병렬 버스인 가상토큰버스, 다수의 노드, 통신망 관리기로 구성된다. 각 노드를 두개의 버스에 동시에 연결시켜 한쪽 버스의 장애시에도 전송할 수 있도록 신뢰성을 높일 수 있으며, 동시에 각 노드가 두개의 버스에 메시지 전송이 가능하도록 매체접근제어 기능을 수행하여 통신망의 성능을 향상시킬 수 있다.

제안한 VTDB 프로토콜이 적용되는 통신망의 구조는 그림 2와 같다. 통신망은 두개의 독립된 공유버스인 BUS(A), BUS(B), 유지보수 버스인 M-BUS(A), M-BUS(B), 통신망 관리기 (A), (B) 및 다수의 노드로 구성된다.

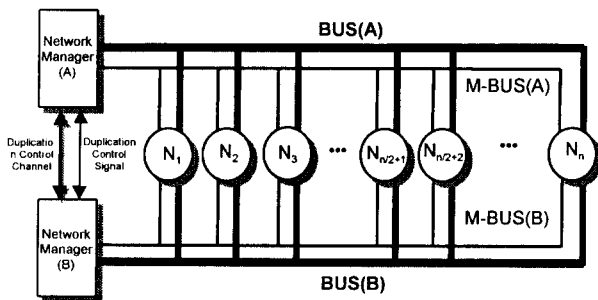


그림 2. VTDB 통신망 구조

통신망 관리기는 유지보수 버스인 M-BUS를 통하여 노드들에 대한 상태감시, 장애처리 및 형상관리 등과 같은 망 관리 기능을 수행하며, 각 공유버스 BUS(A), BUS(B)에 대한 버스신호 제공 및 장애처리 기능을 수행한다. 또한 버스 및 노드 이중화를 위하여 BUS(A), BUS(B) 및 노드의 상태 정보를 상호 교환하기 위한 통신 채널 및 이중화 제어 신호를 갖는다. 공유버스 BUS(A), BUS(B)는 병렬 백플레인(backplane) 버스로 구현된다.

노드는 트래픽 유니트 및 프로세서 유니트에게 메시지 교환을 위한 통신 경로를 제공하며, 버스 정합 기능, 메시지에 대한 경로제어 기능 및 공유버스에 대한 매체접근제어 기능을 수행한다. 각 노드는 그림 2에서와 같이 이중화된 버스 BUS(A), BUS(B)에 동시에 연결되어 두개의 버스가 모두 정상적일 경우 두개의 공유버스를 함께 사용하며, 한쪽 버스에 장애가 발생시

장애가 없는 공유버스를 사용함으로써 버스 장애에 대한 신뢰성을 확보할 수 있다. 즉, VTDB 통신망 구조는 각 노드가 두개의 공유버스를 버스의 상태에 따라 선택적으로 사용할 수 있으므로 공유버스 통신망의 신뢰성을 보장할 수 있다. 또한 두개의 독립된 버스에 대한 매체접근제어 기능을 수행하여 각 노드에게 두개의 독립된 공유버스를 동시에 사용하게 함으로써 기존의 버스중계기를 사용한 이중화 통신망에 비하여 통신망 성능을 대략 2배 정도 향상시킬 수 있다. 그밖에 순환 체인을 갖는 가상토큰 버스망의 구조, 프로토콜의 매체 접근 제어기(media access controller) 및 순환 체인 제어기(cyclic chain controller) 등에 대한 자세한 내용은 [1]을 참조하기 바란다.

본 절에서는 지연성을 분석하기 위하여 현재의 VTBR 프로토콜 및 제안하는 VTDB 프로토콜의 서비스 원칙에 대하여 자세히 기술한다.

### 1. VTBR 프로토콜

VTBR 프로토콜은 서비스 시간 동안에 방문하는 노드간의 스위치오버 시간을 제외할 수 있다. 그러나 불필요한 스위치오버 시간은 여전히 남아 있다.

VTBR 프로토콜의 서비스 원칙은 다음과 같다. 이후의 기술에서 서버(server)는 버스(bus)를, 큐(queue)는 노드(node)를, 또한 서비스(service)는 메시지의 전송(transmission)을 나타낸다.

- (1) 서버는 순차적으로 각 큐를 방문하여 메시지가 있으면 서비스한다.
- (2) 임의의  $i$ 번째 큐를 서비스하는 동안, 예약용 가상토큰은  $(i+1)$ 번째 큐를 방문하여 대기중인 메시지가 있는지를 확인한다. 만약 메시지가 없으면  $(i+2)$ 번째 큐를 방문한다. 만약  $j$ 번째 큐( $i < j \leq \text{module}(i+M)$ ,  $M$ 은 큐의 수)에 대기중인 메시지가 있으면  $j$ 번째 큐는 다음 서비스를 예약한다.
- (3)  $i$ 번째 큐에 대한 서비스가 끝나면 한번의 스위치오버 시간( $s$ )후 예약된  $j$ 번째 큐가 서비스된다.
- (4)  $i$ 번째 큐에 대한 서비스가 끝날 때까지 예약이 없으면 서버는  $i$ 번째 큐에서 메시지의 도착을 기다린다.

### 2. VTDB 프로토콜

본 논문에서 제안하는 VTDB 프로토콜은 각 노드에게 두개의 버스를 동시에 사용하게 하여 버스의 성능 및 신뢰성을 개선하는 매체접근제어 방법이다. 두개의 버스는 가상토큰을 가진 노드가 메시지 전송중에 다음에 메시지를 전송할 노드를 예약하는 매체접근제어 과정을 각각 수행하여 노드간의 스위치오버 시간을 줄여 버스의 효율을 향상시켜 준다. 각 노드는 두개의 공유버스(A, B) 각각에 대하여 매체접근제어가 동시에 수행되며, 서비스 원칙은

다음과 같다.

- (1) 가상토큰버스 통신망에 연결된 각 노드는 1부터  $N$ 까지 고유의 버스중재주소를 가지며, 두개의 버스에 대한 버스중재기능을 가진다.
- (2) 버스 A에 대한 가상토큰은 노드의 버스중재주소에 따라 1부터  $N$ 까지 순방향으로 순차적으로 전달되며, 버스 B에 대한 가상토큰은 노드의 버스중재주소에 따라  $N$ 부터 1까지 역방향으로 순차적으로 전달된다.
- (3) 가상토큰을 전달받은 노드는 전송할 메시지가 있으면 가상토큰을 예약한다. 그러나 전송할 메시지가 없으면 다음 버스중재주소를 가진 노드에게 가상토큰을 전달한다.
- (4) 각 노드는 두개의 버스 중 하나의 버스를 예약 또는 사용중이면, 다른 버스에 대한 버스 예약 기회가 주어져도 버스에 대한 버스 예약을 하지 않는다. 따라서 다른 노드들에 대한 버스 사용 기회를 공정하게 부여한다.
- (5) 가상토큰을 예약한 노드는 현재 버스가 유향한 상태이면 예약한 버스에 메시지를 전송하며, 가상토큰을 다음 버스중재주소를 가진 노드에게 전달한다. 그러나 현재 예약한 버스가 다른 노드에 의해 사용중이면 버스가 유향할 때까지 대기한다.

### III. 성능 분석방법

본 절에서는 VTDB 프로토콜의 성능분석을 위한 해석적 방법을 제시한다. VTBR 프로토콜에 대한 해석적 분석방법은 [2]를 참조하기 바란다. VTDB 프로토콜에 대한 분석은 [2,3,4]를 근거로 CIN에 적용하기 위하여 수정된 것이다. 다음 절에서 이러한 해석적 방법을 시뮬레이션과 비교하여 타당성을 검증하고 수리적 예제를 통하여 VTBR과 VTDB 프로토콜의 성능을 비교할 것이다.

VTDB 프로토콜은 서버가 들인 폴링 시스템으로 모형화할 수 있다. 각 노드의 도착과정 및 서비스 과정은 동일한 통계적 특성(identical statistical behavior)을 갖는다. 이를 분석하기 위하여, 특정 노드를 방문한 특정 서버가 다시 그 노드를 방문할 때까지의 시간을 나타내는 확률변수(random variable)로 사이클  $c$ 를 정의하자.  $N$ 을 노드의 수,  $s$ 를 노드간 스위치오버 시간이라 하자.

일반적으로 스위치오버 시간을 가지는 폴링 시스템에서 한 사이클 동안의 총 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$SS = Ns$$

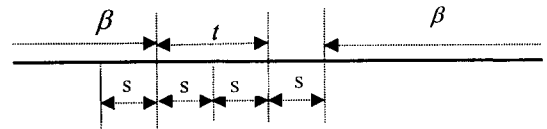
그러나 VTDB 프로토콜의 경우는 이와는 다르다. 우선 VTDB 프로토콜의 경우 임의의 메시지에 대한 서비스 시간  $\beta$  동안 방문할 수 있는 큐의 최대 수는 다음과 같다.

$$n = \left\lceil \frac{\beta}{s} \right\rceil$$

이제 VTDB 프로토콜에서 한 사이클 동안 임의의 큐에 대한 스위치오버 시간을 살펴보자. 그림 3은 서비스 동안에 메시지가 대기중인 큐를 예약하는 경우와 서비스 이후에 예약하는 경우를 보여주고 있다.



(a)  $i$ 번째 큐에 대한 서비스 동안 다음 서비스할 큐가 예약된 경우



(b)  $i$ 번째 큐에 대한 서비스 동안 방문한  $n$ 개의 큐가 모두 비어있는 경우

그림 3. 스위치오버 시간이 다른 두 가지 경우

그림 3에서  $(i+n)$ 번째 큐를 살펴보자.  $n$ 개의 큐 중에서 메시지가 대기중인 큐가 있으면,  $(i+n)$ 번째 큐와 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 제외된다(그림 3(a)). 만약  $n$ 개의 큐가 모두 비어 있으면, 스위치오버 시간은 사이클 시간에 영향을 미친다(그림 3(b)). 따라서 한 사이클 동안 임의의 큐와 그 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$E(s) = Pr(n \text{ queues are empty}) \times s$$

각 큐로의 메시지 도착이 도착률  $\lambda$ 인 포아송 분포를 따른다면, 가상토큰 방문시 그 큐가 비어있을 확률은 다음과 같이 근사화할 수 있다.  $E(c)$ 는 평균 사이클 시간이다.

$$P(0) \approx 1 - \lambda E(c)$$

위 식을 이용하여 전체 스위치오버 시간  $SS$ 와 평균 사이클 시간  $E(c)$ 의 관계를 구할 수 있다.

$$SS = N[E(s) + \lambda E(c)s] \tag{1}$$

$$E(s) = [1 - \lambda E(c)]^n s$$

$$E(c) = SS + \frac{N\lambda\beta}{2} E(c)$$

위의 결과와 Marsan[4]의 결과를 이용하면 평균 대기시간을 구할 수 있다. 먼저 다음을 가정한다.

- o 각 큐로의 메시지 도착간격 시간은 모수가  $\lambda$ 인 지수분포를 따른다.
- o 각 큐에서의 서비스 시간의 1, 2차 모멘트는  $\beta$ 와  $\beta_2$ 이다.

각 서버의 이용률  $\rho$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$\rho = \frac{N\lambda\beta}{2} = 1 - \frac{SS}{E(c)}$$

일반적인 폴링 시스템에서 메시지의 평균 대기시간은 다음과 같이 표시된다[4].

$$E(W) = \frac{E(c^2)}{1 - \lambda E(c)}$$

$E(c)$ 는 (1)식을 이용하여 구할 수 있으며, 서버가 하나인 경우 스위치오버 시간이 상수라고 가정하면  $E(c^2)/E(c)$ 는 다음과 같이 주어진다[3].

$$\frac{E(c^2)}{E(c)} = \frac{1}{1 - (N-1)\lambda\beta} [N\lambda\beta_2 + N_s(1 + \lambda\beta)]$$

위 식으로부터 서버가 둘인 경우의 값을 구하기 위하여,  $\beta$  대신에  $\beta/2$ ,  $N_s$  대신에  $SS$ 를 대입한다. 다시 말하면, 서버가 둘인 폴링 시스템 대신에 하나의 서버가 두 배의 용량을 갖는 폴링 시스템으로 근사화시킨다. 이 때 스위치오버 시간에 대한 식은 예약기능을 고려하여 (1)식을 사용한다.

최종적으로 VTDB 프로토콜에서 메시지의 평균 대기시간은 다음과 같다. 편의상 서비스 시간은 상수로 가정한다.

$$E(W) = \frac{1}{2 - (N-1)\lambda\beta} [N\lambda(\frac{\beta}{2})^2 + SS(1 + \frac{\lambda\beta}{2})] \frac{1}{1 - \frac{\lambda SS}{1 - N\lambda\beta/2}}$$

(1)식에서  $[1 - \lambda E(c)]^n$ 을 Taylor expansion의 처음 두 항만으로 근사화하면 다음을 얻는다.

$$E(s) = [1 - n\lambda E(c)]s$$

$$E(c) = \frac{2N_s}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]}$$

$$SS = N_s[1 + \frac{2\lambda N(1-n)s}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]}] = N_s s'$$

$$\text{단, } s' = s[1 + \frac{2\lambda N(1-n)s}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]}]$$

최종적으로 평균 대기시간은 다음과 같다.

$$E(W) = \frac{N[\lambda\beta^2 + 2(2 + \lambda\beta)s'] [2 - \lambda N\beta]}{4[2 - \lambda N\beta - 2\lambda Ns'] [2 - \lambda(N-1)\beta]}$$

#### IV. 수리적 예

다음 사항을 가정한다.

- 전송속도 : 80 Mbps
- 메시지 길이 : 48 bytes
- 노드 수 : 32
- 노드간 스위치오버 시간 : 0.5  $\mu$  sec

그림 4는 도착률에 따른 평균 대기시간을 보여주고 있다. 그림으로부터 해석적 방법과 시뮬레이션 결과가 대체적으로 잘 들어맞고 있음을 알 수 있다. 또한 그림에서 현재의 VTBR 프로토콜에 비하여 제안된 VTDB 프로토콜의 성능이 매우 우수하게 나타남을 알 수 있다. 즉, VTDB 프로토콜은 각 노드를 독립된 두 개의 버스에 동시에 연결하여 메시지 전송시 두 버스를

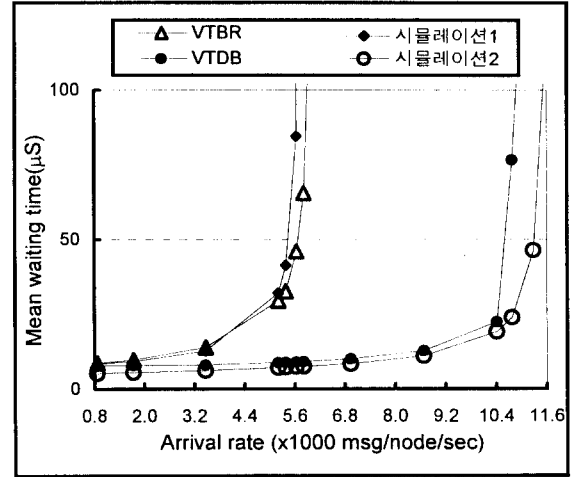


그림 4. 도착률에 따른 메시지 평균 대기시간

함께 사용하게 함으로써 통신망의 수율(throughput)을 기존의 VTBR 프로토콜에 비하여 두 배로 향상시켜 주며 아울러 우수한 지연성능을 나타낸다.

그림에서 VTBR은 각 노드의 초당 메시지 도착률이 5200을 넘어서면 대기시간이 급격히 증가하는 데 비하여, VTDB는 그 값의 두 배에 해당하는 10400 이후에 대기시간이 급상승함을 알 수 있다.

#### V. 결론

본 논문에서는 CDMA 이동통신 시스템의 실시간 통신을 위한 CDMA 상호연결망의 구조 및 매체접근제어 프로토콜을 제안하고 성능분석을 위한 해석적 방법을 제시하였다. 제시된 해석적 방법을 이용하여 성능을 분석한 결과 제안한 방법이 기존의 방법에 비하여 우수한 수율 및 지연성능을 가짐을 알 수 있었다. 제안된 구조 및 매체접근제어 프로토콜은 제3세대 이동통신인 IMT-2000 및 교환기 내장형 인터넷 라우터에 적용될 수 있다.

#### REFERENCES

- [1] 정연쾌, "실시간통신을 위한 가상토근버스 통신망의 매체접근제어 프로토콜," 전자공학회 논문지, 제33권 A편 제7호, 1996.
- [2] 백장현, 정연쾌, 이창훈, "CDMA 상호연결망의 MAC 프로토콜에 대한 성능분석," '97IE/MS 춘계학회 논문집, 1997.
- [3] O. J. Boxma and B. Meister, "Waiting-time approximations for cyclic-service systems with switchover times," *Proc. of Performance '86*, pp.254-262, 1986.
- [4] M. A. Marsan et al., "Analysis of symmetric nonexhaustive polling with multiple servers," *Proc. Of INFOCOM '90*, pp.284-295.