

이동통신 시스템의 상호연결망을 위한 접근제어 프로토콜*

백 장 현**

Medium Access Control Protocol for Interconnection Network of Mobile System*

Jang-Hyun Back**

■ Abstract ■

The CDMA mobile system consists of several subsystems and each subsystem has many processing elements that handle voice messages and control messages for performing CDMA call processing functions through CDMA Interconnection Network(CIN). For assuring a high throughput and a short delay in the CIN, an efficient medium access control protocol should be provided.

In this paper, we propose a new access control protocol of CIN for providing real time communications in CDMA mobile system. Also, we evaluate the delay performance of the proposed access control protocol and compare it with that of the existing access control protocol. Through a set of numerical examples, we show that our proposed protocol provides a better delay performance than the existing protocol.

1. 서 론

CDMA(Code Division Multiple Access) 방식[1]을 이용한 디지털 셀룰러 이동통신 시스템은 호처리 용량, 통화 품질, 보안 등의 측면에서 다른 디지

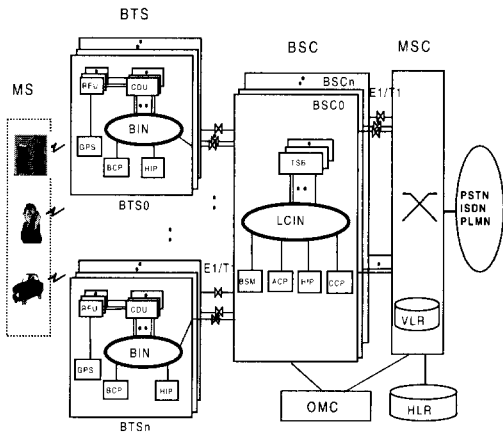
털 셀룰러 시스템에 비하여 중요한 장점들을 가지고 있다[2, 3, 4]. 최근에 몇몇 나라에서 상용화된 CDMA 이동통신 시스템이 개발되었으며[5], 이는 기존의 아날로그 셀룰러 시스템을 급격히 대체하고 있다.

* 이 논문은 1998년도 전북대학교의 지원 연구비에 의하여 연구되었음.

** 전북대학교 산업공학과

대부분의 CDMA 이동통신 시스템은 신뢰성, 확장성 및 융통성을 제공하기 위하여 분산제어 구조를 가지며[6, 7], BTS(Base station Transceiver Subsystem), BSC(Base station Controller Subsystem) 및 MSC(Mobile Switching Center) 등으로 구성된다.

우리나라에서는 1996년 4월부터 CDMA 이동통신 시스템에 의한 상용 서비스가 제공되어, 1998년 말 현재 가입자가 1000만명을 돌파하여 전 세계 CDMA 이동통신 가입자의 약 75%를 차지하고 있다. [그림 1]은 우리나라에서 개발된 CDMA 이동통신 시스템(CDMA Mobile System, CMS)의 대략적인 구조를 보여주고 있다.



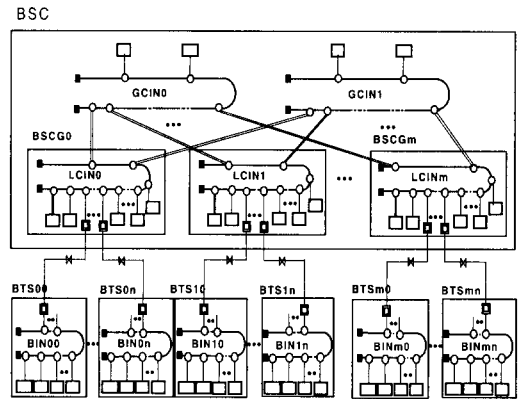
- MS : Mobile Station
- BTS : Base station Transceiver subsystem
- BSC : Base Station Controller
- BSM : Base Station Manager
- CCP : Call Control Processor
- TSB : Transcoding Selector Bank
- ACP : Alarm Control Processor
- HIP : High-performance IPC Processor
- GPS : Global Positioning System
- CDU : CDMA Digital Unit
- BIN : BTS Interconnection Network
- BSP : BTS Control Processor
- LCIN : Local CDMA Interconnection Network
- MSC : Mobile Switching Center
- VLR : Visitor Location Register
- HLR : Home Location Register
- PSTN : Public Switched Telephone Network
- ISDN : Integrated Service Digital Network
- PLMN : Public Land Mobile Network
- OMC : Operation & Maintenance Center

[그림 1] CDMA 이동통신 시스템의 구조

CMS는 CDMA 상호연결망(CDMA Interconnec-

tion 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. [그림 1]과 같은 구조에서 CIN은, 실시간 통신(real time communication)을 요구하는 CMS의 신뢰성 및 성능 등에 큰 영향을 미친다.

CMS내의 전체 상호연결망은, [그림 2]에서 보듯이, 부분적으로 그물 구조(mesh topology)를 가지나 전체적으로는 계층 구조(hierarchical architecture)를 갖는다. CMS내의 전체 상호연결망은 BSC내의 GCIN(Global CIN)과 LCIN(Local CIN), 그리고 BTS내의 BIN(BTS Interconnection Network)으로 구성된다.



- BSC : Base Station Controller (0m11)
- BTS : Base station Transceiver Subsystem (0n15)
- BSCG : BSC Group
- GCIN : Global CDMA Interconnection Network
- LCIN : Local CDMA Interconnection Network
- BIN : BTS Interconnection Network
- : Processor unit or traffic unit
- : Node
- ▣ : Trunk interface unit
- : U-link
- : Cross U-link
- : E1/T1 Trunk line
- : Virtual token bus network

[그림 2] CMS내의 전체 상호연결망

GCIN, LCIN, BIN과 같은 각 상호연결망은 속해 있는 서브시스템의 특성에 따라 추가적인 요소들을 포함하기는 하지만 기본적으로 동일한 구조를

가지고 있다. 이러한 CIN이 짧은 지연과 높은 처리능력을 가지기 위해서는 효율적인 접근제어 프로토콜이 필수적이다. 본 논문에서는 VTBC(Virtual Token Bus with Cyclic chain)라 명명한, CIN의 새로운 접근제어 프로토콜에 대한 성능을 분석하여 이전의 프로토콜보다 지연성능이 우수함을 보이고자 한다.

서론에 이어 2장에서는 이전의 접근제어 프로토콜과 새로운 프로토콜을 기술한다. 3장에서는 이러한 접근제어 프로토콜의 지연성능을 분석하기 위한 수리적 방법을 기술하며, 4장에서는 이를 이용한 수리적 결과를 제시한다. 끝으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. CIN의 접근제어 프로토콜

CMS의 CIN은 TDX-10 교환기의 가상토큰(virtual token) 버스망을 기초로 구성되었다. 가상토큰 버스망의 접근제어 프로토콜은, 토큰의 전송 시간을 단축하기 위하여 실제 토큰 대신에 토큰 신호(token signal) 즉, 가상토큰을 사용한다.

TDX-10 교환기의 가상토큰 버스망에서는 하나의 토큰이 사용되는 반면에, CMS의 가상토큰 버스망에서는 지연성능을 향상시키기 위하여 두 종류의 토큰(전송용 가상토큰과 예약용 가상토큰)을 사용한다. 물론 두 종류의 토큰을 이용하는 기법이, 하나의 토큰을 사용하는 기법에 비하여 우수한 지연성능을 나타낸다[8]. 그러나, 하나의 메시지가 서비스받는 동안 예약용 가상토큰이 모든 노드를 방문할 수 없으므로, 변형된 기법의 성능 향상에는 한계가 있다.

이러한 문제점을 해결하기 위하여 우리는 VTBC 프로토콜을 제안한다. VTBC 프로토콜의 경우, 메시지가 없는 노드간의 스위치오버 시간을 제외시켜 줄 수 있는 순환 체인(cyclic chain)을 가지므로, 한 사이클 동안 스위치오버 시간이 차지하는 부분이 현저하게 감소한다. 그 결과 평균 대기시간이 그만큼 감소한다. 기존의 CIN에서 사용되고 있는

VTBR(Virtual Token Bus with Reservation) 프로토콜은 토큰 버스만을 가지는 데 비하여, VTBC 프로토콜은 토큰 버스와 순환 체인을 가지므로, VTBC 프로토콜을 구현하기 위해서는 VTBR 프로토콜을 위한 하드웨어에 순환 체인을 위한 체인 신호 및 구동 회로가 추가되어야 한다. 따라서 VTBR 프로토콜을 구현하기 위한 하드웨어보다 다소 복잡하게 된다[9]. 순환 체인을 갖는 가상 토큰 버스망의 구조, VTBC 프로토콜의 매체 접근제어기(media access controller) 및 순환 체인 제어기(cyclic chain controller) 등은 [9]에 자세히 기술되어 있다.

본 절에서는 지연성능을 분석하기 위하여 현재의 VTBR 접근제어 프로토콜 및 제안하는 VTBC 접근제어 프로토콜의 서비스 원칙에 대하여 기술한다.

2.1 VTBR 프로토콜

앞서 말한 바와 같이, VTBR 프로토콜은 서비스 시간 동안에 방문하는 노드간의 스위치오버 시간을 제외할 수 있다. 그러나 불필요한 스위치오버 시간은 여전히 남아 있다.

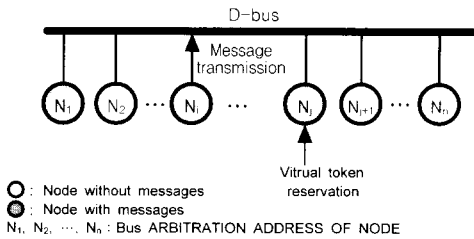
VTBR 프로토콜의 동작 과정은 다음과 같다. 이후의 기술에서 서버(server)는 버스(bus)를, 큐(queue)는 노드(node)를, 또한 서비스(service)는 메시지의 전송(transmission)을 나타낸다.

- (1) 서버는 순차적으로 각 큐를 방문하여 메시지가 있으면 서비스한다.
- (2) 임의의 i 번째 큐를 서비스하는 동안, 예약용 가상 토큰은 $(i+1)$ 번째 큐를 방문하여 대기중인 메시지가 있는지를 확인한다. 만약 메시지가 없으면 $(i+2)$ 번째 큐를 방문한다. 만약 j 번째 큐($i < j \leq \text{module}(i+N)$, N 은 큐의 수)에 대기중인 메시지가 있으면 j 번째 큐는 다음 서비스를 예약한다.
- (3) i 번째 큐에 대한 서비스가 끝나면 한 번의 스위치오버 시간(s_i) 후 예약된 j 번째 큐가 서비

스된다.

- (4) i 번째 큐에 대한 서비스가 끝날 때까지 예약이 없으면 서버는 i 번째 큐에서 메시지의 도착을 기다린다.

VTBR 프로토콜의 개념적인 동작 모형을 [그림 3]에 나타내었다. 현재 가상토큰을 가지고 있고, 또한 전송할 메시지를 가진 노드 N_i 가 버스를 점유하여 메시지를 전송하기 시작함과 동시에 가상토큰은 다음 노드 N_{i+1} 로 전달된다. 그 노드에 전송할 메시지가 있으면 메시지 전송을 예약하고, 전송할 메시지가 없으면 다음 노드로 가상토큰이 전달된다. 노드 N_i 의 메시지가 전송되는 동안 가상토큰이 방문한 N_{i+1}, N_{i+2}, \dots 등에는 전송할 메시지가 없다가 노드 N_j 에 전송할 메시지가 있다면 메시지 전송을 예약한다. 노드 N_j 가 전송을 완료하면 한 번의 스위치오버 시간 후 노드 N_j 가 버스를 점유하여 메시지를 전송한다.



[그림 3] VTBR 프로토콜의 개념적인 동작 모형

2.2 VTBC 프로토콜

제한하는 프로토콜은 모든 노드가 전송 기회를 공평하게 갖도록 가상 토큰을 각 노드에 순차적으로 전달한다. 노드가 가상 토큰을 갖고 있지 않더라도, 모든 노드가 연결되어 있는 순환 체인에서의 우선순위에 따라서는 메시지를 전송할 수 있다.

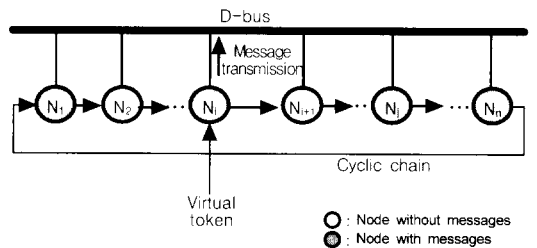
VTBC 프로토콜에서는 순환 체인에 의해 메시지가 없는 노드간의 스위치오버 시간을 제외함으로써 한 노드에서 서비스를 마친 후 다음 노드에서 서비스하기까지 항상 한 번의 스위치오버 시간만

이 필요하다.

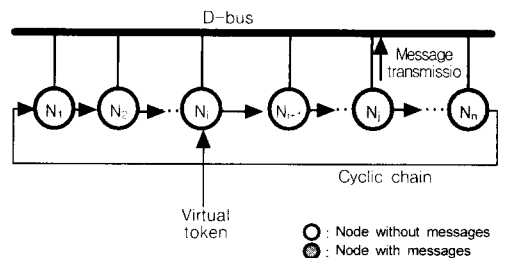
VTBC 프로토콜의 동작 과정은 다음과 같다.

- (1) 서버는 순차적으로 각 큐를 방문한다.
- (2) 서버가 i 번째 큐를 방문하여 대기중인 메시지가 있으면 서비스를 시작한다. i 번째 큐가 비어 있으면 서버는 순환 체인에서의 우선순위가 가장 높은 j 번째 큐에 대한 서비스를 제공한다. 순환체인에서의 우선순위가 가장 높은 큐는 i 번째 큐에서 서버의 진행방향을 따라 진행할 때 가장 먼저 도달하는, 메시지를 가진 큐를 말한다.
- (3) 서버가 i 번째 큐나 j 번째 큐에 대한 서비스가 끝나면, $(i+1)$ 번째 큐를 방문한다.

VTBC 프로토콜의 개념적인 동작 모형은 [그림 4]와 같이 가상토큰을 가진 노드가 전송할 메시지를 가진 경우와 전송할 메시지를 갖지 않은 경우로 나누어진다. 가상토큰을 가진 노드 N_i 가 전송할 메시지를 가지고 있으면, (a)에서와 같이 자신이 메시지를 송신하고 메시지 전송을 완료한 후 가상토큰은 노드 N_i 에서 노드 N_{i-1} 로 전달된다.



(a) 가상토큰을 가진 노드에 전송할 메시지가 있을 경우



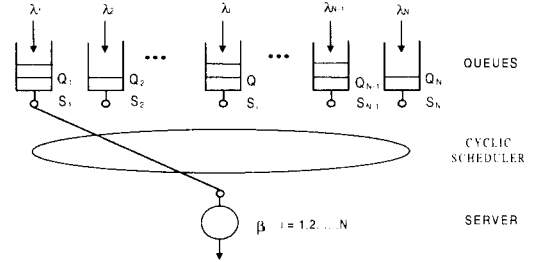
(b) 가상토큰을 가진 노드에 전송할 메시지가 없을 경우

[그림 4] VTBC 프로토콜의 동작 모형

가상토권을 가진 노드 N_i 가 전송할 메시지를 가지고 있지 않으면, (b)에서와 같이 전송할 메시지를 가진 노드 중 순환 체인에서의 우선순위가 높은 노드 N_j 가 메시지를 전달한다. 노드 N_j 가 메시지 전송을 완료한 후 가상토권은 노드 N_i 에서 노드 N_{i+1} 로 전달된다.

만약 노드 N_i 만이 전송할 메시지를 여러 개 가지고 있을 경우, 노드 N_i 가 한 번의 메시지 전송을 완료한 후 다시 메시지 전송을 시작하기까지 한 번의 스위치오버 시간(가상토권 전달 시간)만으로 가능하다. 즉, 가상토권과 순환 체인을 동시에 사용하여 매체접근제어를 수행함으로써 전송할 메시지가 없는 노드들에 대한 스위치오버 시간을 배제하여 전송주기를 최소화할 수 있다.

식해 보자.



- N : Number of queue in the system
- λ_i : Arrival rate of message offered to queue i
- β_i : Random variable for service time of message in queue i
- S_i : Random variable for the switchover time corresponding to queue i

[그림 5] 순환 폴링 시스템의 대기모형

3. 지연성능 분석방법

본 절에서는 VTBR 및 VTBC 프로토콜의 성능 분석을 위한 수리적 방법을 제시한다. 이 수리적 분석방법은, 스위치오버 시간을 갖는 순환 서비스 시스템(cyclic service system)에 대한 연구결과 [10, 12, 13]를 기초로 하여 CIN에 적용하기 위하여 확장한 것이다. 뒤에서 제시한 수리적 방법을 시뮬레이션과 비교하여 타당성을 검증하고 수리적 예제를 통하여 VTBR과 VTBC 프로토콜의 성능을 비교한다.

VTBR과 VTBC 프로토콜은 둘 다 폴링 시스템(polling system)으로 모형화할 수 있으며, 이는 [그림 5]와 같이 나타낼 수 있다. 이를 분석하기 위하여, 임의의 큐에 전송기회가 주어진 시점부터 다음 전송기회가 주어지기까지의 시간을 나타내는 확률변수(random variable)로 사이클 c를 정의하자. 또한 s_i 를 i번째 노드에서 (i+1)번째 노드로 가상토권이 전달되는 데 필요한 스위치오버 시간(단순 스위치오버 시간)이라 하자.

각 프로토콜은, 한 사이클 동안에 스위치오버 시간이 차지하는 비율이 다르므로, 서로 다른 지연성능을 갖는다. 각 프로토콜에 대하여 대기시간을 분

3.1 VTBR 프로토콜의 대기시간 분석

VTBR 프로토콜은 기본적으로 폴링 시스템과 같으나, 스위치오버 시간을 줄이기 위하여 서비스하는 동안에 다음 서비스할 큐를 예약한다.

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

$$ss = \sum_{i=1}^N S_i \quad (1)$$

그러나 VTBR 프로토콜의 경우에는 이와 다르다. VTBR 프로토콜의 경우, i번째 큐에 대한 서비스 시간 β_i 동안 방문할 수 있는 큐의 최대 수는

$$n_i = \max_k \left\lceil \frac{k \times \beta_i}{S_i + S_{i+1} + \dots + S_{i+k-1}} \right\rceil \quad (2)$$

으로 표시되며, 만약 i에 관계없이 서비스 시간은 β , 스위치오버 시간은 s라면 다음과 같다.

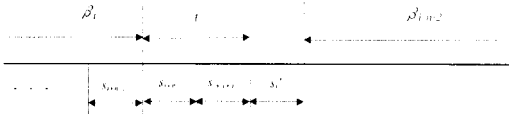
$$n = \left\lceil \frac{\beta}{s} \right\rceil. \quad (3)$$

이제 VTBR 프로토콜에서 임의의 j번째 큐와 다음

큐 사이의 스위치오버 시간을 살펴보자. [그림 6]은 서비스 동안에 큐를 예약하는 경우와 서비스 이후에 예약하는 경우를 보여주고 있다.



(a) i 번째 큐에 대한 서비스 동안 $(i+2)$ 번째 큐가 예약된 경우



(b) i 번째 큐에 대한 서비스 동안 방문한 n_i 개의 큐가 모두 비어있고 시간 t 후 $(i+n_2)$ 번째 큐에서 대기중인 메시지를 발견한 경우

[그림 6] VTBR 프로토콜에서 스위치오버 시간이 다른 두 가지 경우

[그림 6]에서 $(i+n_2)$ 번째 큐를 살펴보자. 그림에서 s_i 는 단순 스위치오버 시간이며, $s_i^{(i)}$ 는 i 번째 큐에서 서비스를 마친 서버가 다음 서비스할 큐로 스위치오버하는 데 필요한 시간(서비스 스위치오버 시간)이다. n_i 개의 큐 중에서 메시지가 대기중인 큐가 있으면, $(i+n_2)$ 번째 큐와 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 제외된다([그림 6] (a)). 만약 n_i 개의 큐가 모두 비어 있으면, 스위치오버 시간은 사이클 시간에 영향을 미친다([그림 6] (b)). 따라서 한 사이클 동안 j 번째 큐와 그 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$E(s_j) = \sum_j [Pr(n_i \text{ queues are empty}) \times s_j]$$

단, $i+n_i=j$.

큐 j 로의 메시지 도착이 도착률 λ_j 인 포아송 분포를 따른다면, 가장큰 방문시 그 큐가 비어있을 확률은 다음과 같이 근사화할 수 있다.

$P_j(0) \approx 1 - \lambda_j E(c)$ 단, $E(c)$ 는 평균 사이클 시간

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

$$SS = \sum_{j=1}^N [E(s_j) + \lambda_j E(c) s_j]$$

$$E(s_j) = \sum_j [1 - \lambda_j E(c)]^{\min[N, n_i]} s_j$$

단, $i+n_i=j$

$$E(c) = SS + \sum_{j=1}^N [\lambda_j E(c) \beta_j]$$

위의 결과와 Boxma[10]의 결과를 이용하면 평균 대기시간을 구할 수 있다. 우선 큐 i 에서의 서비스 시간은 i.i.d이며, 1, 2차 모멘트는 β_i 와 $\beta_i^{(2)}$ 이라 가정하자. 그러면, 서버의 이용률 ρ 는 다음과 같이 정의된다.

$$\rho = \sum_{i=1}^N \rho_i = \sum_{i=1}^N \lambda_i \beta_i \tag{5}$$

또한 서버의 서비스 스위치오버 시간이 차지하는 부분 ρ^+ 는 다음과 같다.

$$\rho^+ = \sum_{i=1}^N \rho_i^+ = \sum_{i=1}^N \lambda_i s_i^+ \tag{6}$$

그리고 단순 스위치오버 시간이 차지하는 부분 ρ^- 는 다음과 같다.

$$\rho^- = \sum_{i=1}^N \rho_i^- = \sum_{i=1}^N \frac{E(s_i)}{E(c)} = \frac{\sum_{i=1}^N E(s_i)}{E(c)} \tag{7}$$

따라서 시스템의 안정화 조건은 다음과 같다.

$$\rho + \rho^+ + \rho^- < 1. \tag{8}$$

평균 대기시간을 구하기 위해 다음을 정의하자.

- type- i 메시지 : 큐 i 에 도착하는 메시지

- x_i : type- i 메시지가 도착하기 바로 직전의 큐 i 의 큐 길이
- c_i : 서버가 큐 i 에서 서비스를 시작하여 큐 i 로 돌아올 때까지의 사이클 시간(i -cycle)
- rc_i : type- i 메시지의 도착에서 서버가 큐 i 로 돌아올 때까지의 시간(residual i -cycle)

그러면 type- i 메시지의 평균 대기시간은 다음과 같다.

$$E(W_i) = E(rc_i) + E(x_i) E(c_i) = \frac{E(rc_i)}{1 - \lambda_i E(c_i)} \quad (9)$$

Boxma[10]와 유사하게 $E(c_i)$ 와 $E(rc_i)$ 를 추정하기 위하여 두 가지 가정을 도입한다. 첫번째 가정은 다음과 같다.

$$a_{ij} = \text{Pr}(i\text{-cycle contains a type-}j \text{ service}) = E(\text{number of type-}j \text{ services in an } i\text{-cycle}) \approx \lambda_j E(c_i), \quad j \neq i. \quad (10)$$

이는 식 (3)과 유사한 근사식이다. 이 근사식을 이용하면 $E(c_i)$ 를 구할 수 있다. i -cycle은 하나의 type- i 메시지에 대한 서비스와 다른 유형의 메시지에 대한 서비스로 구성된다.

따라서

$$E(c_i) = \beta_i + SS_i + \sum_{j \neq i} a_{ij} \beta_j = \beta_i + s_i + \sum_{j \neq i} a_{ij} s_j + \sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{i-1} E(s_j) + \sum_{j=i}^n a_{ij} \beta_j \quad (11)$$

이 성립한다. 위 식에서 SS_i 는 i -cycle에서 스위치 오버 시간의 총 합, 다시 말하면 서버가 큐 i 에서 서비스를 시작하여 큐 i 로 돌아올 때까지 스위치 오버 시간의 총 합을 나타낸다. 그러면 (10), (11)로부터

다음 식이 구해진다.

$$E(c_i) = \frac{\beta_i + s_i + \sum_{j=1}^{N-1} E(s_j) - \sum_{j=i}^{n_i} E(s_j)}{1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+} \quad (12)$$

(10)의 근사식은 트래픽이 적은 경우에는 매우 정확한 값을 제공하지만 도착률이 서로 다르고 트래픽이 많을 경우에는 그렇지 못하다.

또 다른 가정은 $E(rc_i)$ 는 i 와 무관하다는 것으로 $N=1$ 이거나 도착률이 모두 같을 경우에는 정확한 값을 제공한다.

이러한 가정을 이용할 경우 $E(W_i)$ 에 대한 식 (9)에서 미지수는 $E(rc_i) \equiv E(rc)$ 뿐이며, 이는 다음 pseudo-conservation law[11]를 이용하여 구할 수 있다.

$$\sum_{i=1}^N \rho_i (1 - \alpha_i) E(W_i) = \frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2SS} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 + \frac{SS}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j), \quad (13)$$

위 식에서 ψ_j^2 는 노드 j 의 스위치오버 시간에 대한 분산이며,

$$\alpha_i = \lambda_i \frac{SS}{1 - \rho} \quad (14)$$

이다. 그러면 α_i 는 큐 i 에 서버가 도착했을 때 적어도 하나의 메시지가 있을 확률이다.

(9)와 위의 두 가정으로부터 다음 식을 얻는다.

$$E(W_i) = E(rc) = \frac{1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+}{1 - \rho - \rho^+ - \lambda_i [\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=i}^{i+n_i-1} E(s_j)]} \quad (15)$$

이를 (13)에 대입하면 다음을 얻을 수 있다.

$$E(rc) = \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i(1-\rho-\lambda_i SS)(1-\rho+\rho_i-\rho^-+\rho_i^+)}{(1-\rho)(1-\rho-\rho^+-\lambda_i[\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{i+n-1} E(s_j)])} \right]^{-1} \\ \times \left[\frac{\rho}{2(1-\rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2SS} \sum_{j=1}^N \Psi_j^2 + \frac{SS}{2(1-\rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j(1+\rho_j) \right] \quad (16)$$

최종적으로 다음 결과를 얻는다.

$$E(W_k) = \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i(1-\rho-\lambda_i SS)(1-\rho+\rho_i-\rho^++\rho_i^+)}{(1-\rho)(1-\rho-\rho^+-\lambda_i[\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{i+n-1} E(s_j)])} \right]^{-1} \\ \times \left[\frac{\rho}{2(1-\rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2SS} \sum_{j=1}^N \Psi_j^2 + \frac{SS}{2(1-\rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j(1+\rho_j) \right] \\ \times \frac{1-\rho+\rho_k-\rho^++\rho_k^+}{1-\rho-\rho^+-\lambda_k[\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{k+n-1} E(s_j)]} \quad (17)$$

만약 각 큐에서의 서비스 시간과 스위치오버 시간이 상수라면

$$E(W_k) = \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i(1-\rho-\lambda_i SS)(1-\rho+\rho_i-\rho^-+\rho_i^+)}{(1-\rho-\rho^+-\lambda_i[\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{i+n-1} E(s_j)])} \right]^{-1} \\ \times \left[\frac{\rho}{2} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^2 + \frac{SS}{2} \sum_{j=1}^N \rho_j(1+\rho_j) \right] \\ \times \frac{1-\rho+\rho_k-\rho^++\rho_k^+}{1-\rho-\rho^+-\lambda_k[\sum_{j=1}^N E(s_j) - \sum_{j=1}^{k+n-1} E(s_j)]} \quad (18)$$

가 되고 도착률, 서비스 시간 및 스위치오버 시간이 i 에 관계없이 $\lambda, \beta, s(s')$ 로 주어진다면, $N > n$ 을 가정하여 다음 식을 얻을 수 있다.

$$SS = N[E(s) + \lambda E(c)s'] \\ E(s) = [1 - \lambda E(c)]^n s \\ E(c) = SS + N\lambda E(c)\beta \quad (19)$$

$\lambda E(c) \ll 1$ 일 경우에는, $[1 - \lambda E(c)]^n$ 에 대한 멱급수(power series)의 처음 두 항만을 고려하여

다음과 같은 근사식을 얻을 수 있다.

$$E(s) \approx [1 - n\lambda E(c)]s \quad (20)$$

또한 평균 사이클 시간과 전체 스위치오버 시간을 바로 얻을 수 있다.

$$E(c) = \frac{Ns}{1 - N\lambda(\beta + s' - ns)} \quad (21)$$

$$SS = Ns \left[1 + \frac{N\lambda(s' - ns)}{1 - N\lambda(\beta + s' - ns)} \right] = Ns^* \quad (22)$$

$$\text{단, } s^* = s \left[1 + \frac{N\lambda(s' - ns)}{1 - N\lambda(\beta + s' - ns)} \right]$$

최종적으로 평균 대기시간은 다음과 같다.

$$E(W) = \frac{N\lambda\beta^2 + (1 + \lambda\beta)SS}{2(1 - N\lambda\beta - \lambda SS)} \\ = \frac{N\lambda\beta^2 + N(1 + \lambda\beta)s^*}{2(1 - N\lambda\beta - N\lambda s^*)} \quad (23)$$

3.2 VTBC 프로토콜의 대기시간 분석

VTBR 프로토콜과 마찬가지로, VTBC 프로토콜도 기본적으로는 순환 폴링 시스템으로 모형화할 수 있다. 그러나 일반적인 폴링 시스템과는 달리 VTBC 프로토콜은 다음에 서비스할 큐의 위치(bus arbitration address)에 관계없이 한 번의 스위치오버 시간후 서비스를 시작한다. 메시지가 없는 큐간의 스위치오버 시간을 제외시켜 줌으로써 평균 대기시간을 최소화한다.

앞서 VTBR 프로토콜에 대한 분석과 마찬가지로 VTBC 프로토콜의 지연성능을 분석할 수 있다. 먼저, 총 스위치오버 시간 SS 와 평균 사이클 $E(c)$ 의 관계식을 구한다.

$$SS = \sum_{j=1}^N \lambda_j E(c)s_j \\ E(c) = SS + \sum_{j=1}^N \lambda_j E(c)\beta_j \quad (24)$$

따라서,

$$E(c) = \frac{1}{1 - \sum_{j=1}^N \lambda_j s_j - \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j}. \quad (25)$$

서버의 총 점유율 ρ 는

$$\rho = \sum_{j=1}^N \rho_j = \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j \quad (26)$$

으로 정의되며, 서버의 총 서비스 스위치오버(service-related switchover) 비율 ρ^+ 는 다음과 같다.

$$\rho^+ = \sum_{i=1}^N \rho_i^+ = \sum_{i=1}^N \lambda_i s_i. \quad (27)$$

그러면 다음 조건이 만족되어야 시스템이 안정상태를 유지할 수 있다.

$$\rho + \rho^+ < 1. \quad (28)$$

VTBR 프로토콜과 마찬가지로 두 가지 근사화 가정을 도입하자. 첫 번째 가정 $a_{ij} \approx \lambda_j E(c_i)$ 으로 부터, 다음 결과를 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} E(c_i) &= \beta_i + SS_i + \sum_{j \neq i} a_{ij} \beta_j \\ &= \beta_i + (s_i + \sum_{j \neq i} a_{ij} s_j) + \sum_{j \neq i} a_{ij} \beta_j \\ &= \beta_i + s_i + \sum_{j \neq i} \lambda_j E(c_i) s_j + \sum_{j \neq i} \lambda_j E(c_i) \beta_j. \end{aligned} \quad (29)$$

따라서,

$$E(c_i) = \frac{\beta_i + s_i}{1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+}. \quad (30)$$

또 하나의 가정은 $E(rc_i)$ 가 i 와 무관하다는 것이다. 따라서 평균 대기시간에 대한 pseudo-conservation law를 이용하면 $E(rc_i) \equiv E(rc)$ 에 대한 추정치를 구할 수 있다. 식 (9)와 위의 두 가정으로부터 다음 식을 얻을 수 있다.

$$E(W_i) = E(rc) \frac{1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+}{1 - \rho - \rho^+} \quad (31)$$

위의 $E(W_i)$ 을 식 (13)에 대입하면 다음 식을 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} E(rc) &= \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i (1 - \rho - \lambda_i SS) (1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+)}{(1 - \rho)(1 - \rho + \rho^+)} \right]^{-1} \\ &\times \left[\frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2SS} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 \right. \\ &\left. + \frac{SS}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right] \end{aligned} \quad (32)$$

최종적으로 다음 식을 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} E(W_k) &= \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i (1 - \rho - \lambda_i SS) (1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+)}{(1 - \rho)(1 - \rho - \rho^+)} \right]^{-1} \\ &\times \left[\frac{\rho}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^{(2)} + \frac{\rho}{2SS} \sum_{j=1}^N \psi_j^2 \right. \\ &\left. + \frac{SS}{2(1 - \rho)} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right] \\ &\times \frac{1 - \rho + \rho_k - \rho^+ + \rho_k^+}{1 - \rho - \rho^+} \end{aligned} \quad (33)$$

만약 각 큐에서의 서비스 시간과 스위치오버 시간이 상수라면

$$\begin{aligned} E(W_k) &= \left[\sum_{i=1}^N \frac{\rho_i (1 - \rho - \lambda_i SS) (1 - \rho + \rho_i - \rho^+ + \rho_i^+)}{(1 - \rho - \rho^+)} \right]^{-1} \\ &\times \left[\frac{\rho}{2} \sum_{j=1}^N \lambda_j \beta_j^2 + \frac{SS}{2} \sum_{j=1}^N \rho_j (1 + \rho_j) \right] \\ &\times \frac{1 - \rho + \rho_k - \rho^+ + \rho_k^+}{1 - \rho - \rho^+} \end{aligned} \quad (34)$$

가 되고 도착률, 서비스 시간 및 스위치오버 시간이 i 에 관계없이 λ, β, s 로 주어진다면, 다음 식을 얻을 수 있다.

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

$$= \frac{N\lambda\beta^2 + N(1 + \lambda\beta)\gamma}{2(1 - N\lambda\beta - N\lambda\gamma)} \quad (35)$$

$$\text{단, } \gamma = \frac{\lambda s}{1 - N\lambda\beta - N\lambda s}$$

3.3 검증

VTBR 및 VTBC 프로토콜에 대한 해석적 방법의 타당성을 검증하기 위하여 해석적 방법에 의한 분석결과를 시뮬레이션 수행결과와 비교하였다. 해석적 방법에 의한 분석결과는 VTBR의 경우에는 식 (18), VTBC의 경우에는 식 (34)를 이용하여 구한 것이다. 다음 사항을 가정하였다.

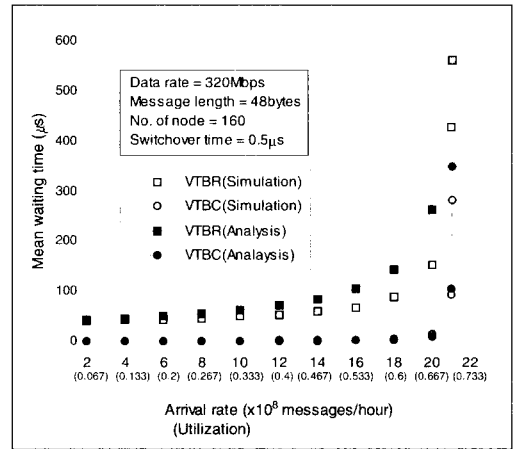
- 도착은 포아송 분포를 따른다.
- 전송속도(transmission rate) : 320 Mbits/sec
- 메시지 길이(message length) : 48 bytes
- 노드수 : 160
- 스위치오버 시간 : 0.5 μ sec

<표 1>과 [그림 7]에 도착률을 달리하면서, 해석적 방법 및 시뮬레이션을 이용하여 평균 대기시간을 구한 결과를 나타내었다. 도착률이 작은 경우에

<표 1> 해석적 방법 및 시뮬레이션에 의한 대기시간

Total arrival rate (messages/hour)	Bus utilization	Mean waiting time			
		Analysis		Simulation	
		VTBR	VTBC	VTBR	VTBC
1.0×10^8	0.033	41.42	0.028	39.80	0.417
2.0×10^8	0.067	42.96	0.059	40.50	0.461
4.0×10^8	0.133	46.47	0.132	42.00	0.564
6.0×10^8	0.200	50.73	0.223	44.00	0.696
8.0×10^8	0.267	56.02	0.340	46.40	0.863
1.0×10^9	0.333	62.80	0.498	49.60	1.09
1.2×10^9	0.400	71.89	0.722	53.70	1.42
1.4×10^9	0.467	84.84	1.067	59.30	1.92
1.6×10^9	0.533	105.22	1.672	67.70	2.79
1.8×10^9	0.600	143.74	3.031	87.80	4.71
2.0×10^9	0.667	262.37	9.211	152.0	13.2
2.1×10^9	0.700	757.94	104.39	428.0	92.5
2.107×10^9	0.704	992.52	349.85	562.0	281.0

는 해석적 방법에 의한 결과가 시뮬레이션 결과와 매우 잘 들어맞는 반면 도착률이 커지면 다소 오차가 커짐을 알 수 있다. 위의 경우를 포함하여 다양한 여러 경우에 대하여 해석적 방법에 의한 분석결과를 시뮬레이션 수행결과와 비교한 결과, 다소간의 오차는 있으나 대체적으로 근접함을 알 수 있었다.



[그림 7] 도착률에 따른 대기시간

4. 수리적 결과

위에서 기술한 해석적 방법을 이용하여, 도착률, 노드수, 스위치오버 시간, 메시지 길이, 트래픽 분포, 전송속도를 달리해 가면서, 여러가지 다양한 경우에 대하여 VTBR 및 VTBC 프로토콜의 자연 성능을 비교하였다.

4.1 도착률에 따른 대기시간

도착률을 달리해 가면서 대기시간을 얻은 결과가 [그림 7]에 나타나 있다. 제한된 VTBC 프로토콜은, 노드의 위치에 관계없이 서비스받는 노드간에는 한 번의 스위치오버 시간만이 필요하다. 따라서, VTBC 프로토콜은 낮은 도착률하에서 VTBR 프로토콜에 비하여 매우 짧은 대기시간을 갖는다. 예를 들어, 하나의 노드에만 여러 개의 메시지가 도착하는 경우 VTBC 프로토콜에서는 하나의 메

시지를 전송하고 다시 그 노드에서 다음 메시지를 전송하기까지 단 한 번의 스위치오버 시간이 필요하다. 높은 도착률(예를 들어, 2.0×10^9 메시지/시간)하에서도 제안된 프로토콜은 VTBR 프로토콜에 비하여 약 1/10에 해당하는 짧은 대기시간을 갖는다.

[그림 7]을 점유율의 관점에서 살펴보자. 현재의 VTBR 프로토콜에서는, 그림에서 보듯이 버스 점유율의 증가에 따라 대기시간이 계속 증가한다.

반면에 제안된 프로토콜에서는 버스 점유율이 대략 0.6에 이를 때까지는 거의 증가하지 않다가, 점유율이 0.65를 넘어서면서 급격히 증가하고 있다. 제안된 VTBC 프로토콜은 서비스받는 노드간의 스위치오버 시간만이 필요하며, 이는 VTBC 프로토콜이 매우 짧은 사이클 시간을 갖도록 해준다. 바꿔 말하면, VTBC 프로토콜은 높은 도착률(또는 높은 버스 점유율, 예를 들어 0.6)하에서도 짧은 사이클이 자주 반복됨으로써 VTBR 프로토콜에 비하여 우수한 지연성능을 갖는다. 예를 들어, 점유율이 0.6(즉, 1.8×10^9 메시지/시간)일 때에도, $E(W)$ 는 단지 $3.03\mu s$ 에 불과하다. 이는, 제안된 프로토콜의 $E(c)$ 가 단지 $6.67\mu s$ 에 불과하여 한 사이클에 3.33개의 메시지만이 도착하기 때문이다. VTBR 프로토콜의 경우에는, $E(c)$ 가 $143.73\mu s$ 이므로 $E(W)$ 가 $150.19\mu s$ 에 이른다.

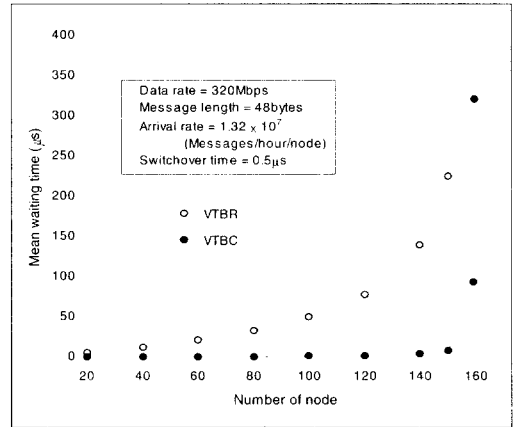
버스 이용률이 최대값($\rho=0.7033$)에 근접함에 따라 두 프로토콜의 평균 대기시간은 매우 커져서 비슷한 성능을 가진다.

4.2 노드 수에 따른 대기시간

노드 수의 변화에 따른 평균 대기시간의 변화가 [그림 8]에 나타나 있다.

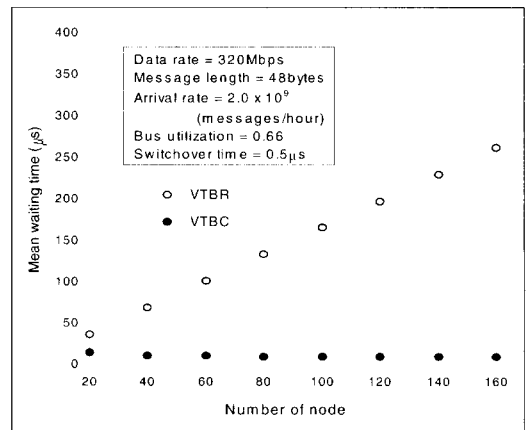
먼저 [그림 8-1]은, 각 노드가 동일한 도착률을 가질 경우, 노드 수의 변화에 따른 평균 대기시간의 변화를 나타내 준다. 그림으로부터, 노드 수가 증가함에 따른 대기시간의 증가가, 기존의 VTBR 프로토콜에 비하여 제안된 프로토콜의 경우, 훨씬

완만함을 알 수 있다.



[그림 8-1] 노드 수에 따른 대기시간

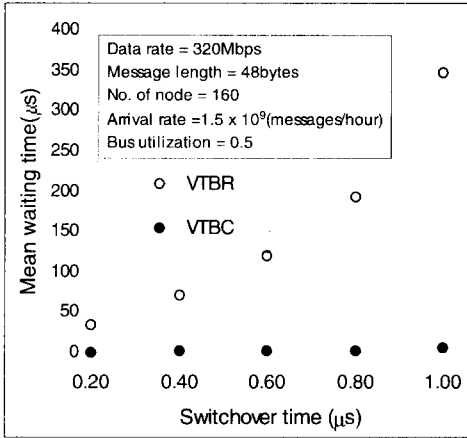
둘째로, [그림 8-2]는, 전체 트래픽이 일정한 경우($\sum \lambda_i = 2.0 \times 10^9$ 메시지/시간), 노드 수의 변화에 따른 평균 대기시간의 변화를 나타내 준다. 그림으로부터, 기존의 VTBR 프로토콜인 경우 노드 수가 증가함에 따라 대기시간이 선형적으로 증가하는 데 비하여, 제안된 프로토콜의 경우 전체 트래픽이 일정하면 노드 수의 변화에 관계없이 대기시간이 일정함을 알 수 있다. 제안된 프로토콜은 서비스받는 노드간의 스위치오버 시간만이 대기시간에 영향을 미치기 때문이다.



[그림 8-2] 노드 수에 따른 대기시간

4.3 스위치오버 시간에 따른 대기시간

스위치오버 시간의 변화에 따른 평균 대기시간의 변화가 [그림 9]에 나타나 있다.



[그림 9] 스위치오버 시간에 따른 대기시간

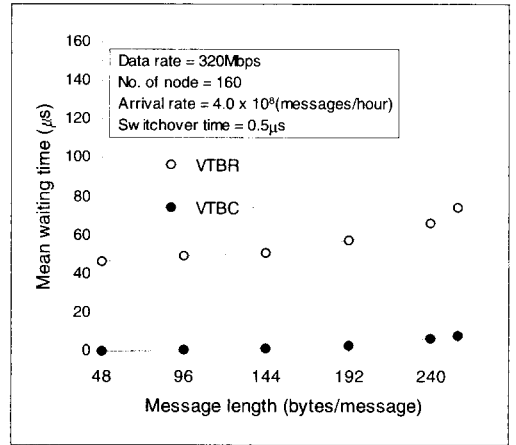
기존의 VTBR 프로토콜에서는, 하나의 메시지가 서비스받는 동안 가상토큰이 방문할 수 있는 노드의 수가 제한되므로 스위치오버 시간이 대기시간에 상당한 영향을 미친다. 따라서, 스위치오버 시간이 증가함에 따라 평균 대기시간이 급속히 증가한다.

반면에 제안된 프로토콜에서는, 서비스 받지 않는 노드간 스위치오버 시간은 제외되므로 스위치오버 시간이 대기시간에 거의 영향을 미치지 않는다.

4.4 메시지 길이에 따른 대기시간

메시지 길이의 변화에 따른 대기시간의 변화가 [그림 10]에 표시되어 있다.

VTBR 프로토콜의 경우, 메시지의 길이가 길어지면 하나의 메시지를 서비스하는 동안 방문할 수 있는 노드의 수가 증가하고 한 사이클 중 스위치오버 시간이 차지하는 비율은 작아진다. 따라서, 메시지 길이가 길어지더라도 평균 대기시간은 약간 증가한다.

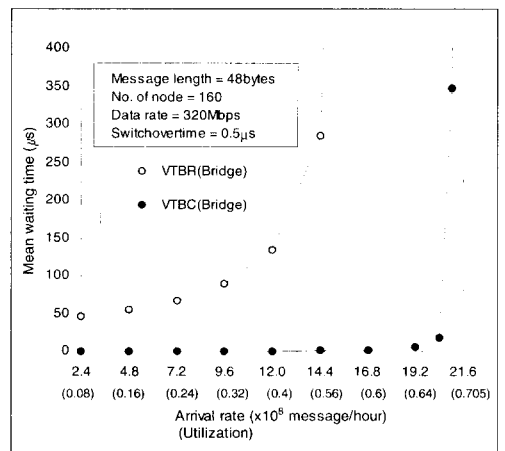


[그림 10] 메시지 길이에 따른 대기시간

VTBC 프로토콜의 경우, 늘어난 메시지 길이에 따라 추가되는 전송시간만이 대기시간에 영향을 미치며 따라서 대기시간이 약간 증가한다. 그러나 기본적으로 VTBC 프로토콜은 VTBR 프로토콜에 비하여 짧은 사이클을 가지므로 VTBC 프로토콜의 평균 대기시간은 VTBR 프로토콜에 비하여 훨씬 짧다.

4.5 비균일 트래픽 분포에서의 대기시간

각 노드의 트래픽 분포가 다른 경우의 평균 대기시간이 [그림 11]에 표시되어 있다.



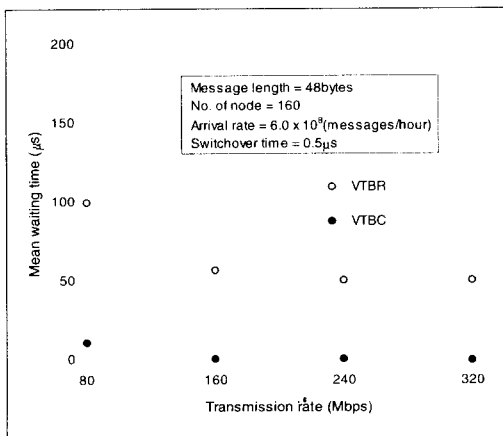
[그림 11] 브릿지 노드의 대기시간

160개의 노드 중 10번째, 20번째, 30번째, ..., 160번째 노드는 정상 노드보다 3배의 도착률로 트래픽이 집중되는 브릿지 노드라 하자. 이전의 동일 트래픽 분포일 경우와 중복되므로 정상 노드의 대기시간에 대한 결과는 생략한다.

정상 노드의 3배 도착률을 갖는 브릿지 노드의 대기시간을 살펴보자. [그림 11]로부터, 버스의 점유율이 0.5를 넘어서면서 VTBR 프로토콜의 대기시간이 급격히 증가함을 알 수 있다. 그러나 VTBC 프로토콜은, 사이클 $E(c)$ 를 최소화시켜 주므로, 버스 점유율 0.7까지는 안정 상태를 유지한다. 따라서, VTBC 프로토콜은 각 노드의 트래픽 분포가 동일한 경우 뿐만 아니라 트래픽 분포가 다른 경우에도 우수한 지연성능을 가진다.

4.6 전송속도(transmission rate)에 따른 대기시간

총 도착률이 고정된 상태($\sum \lambda_i = 6.0 \times 10^8$ 메시지/시간)에서 전송속도의 변화에 따른 대기시간의 변화가 [그림 12]에 표시되어 있다.



[그림 12] 전송속도에 따른 대기시간

기존의 VTBR 프로토콜인 경우, 전송속도가 대기시간에 상당한 영향을 미친다. 반면에 제안된 프로토콜은 낮은 전송속도에서도 우수한 지연성능을

가진다.

이상의 다양한 경우에 대한 결과로부터, 제안된 프로토콜이 기존의 프로토콜에 비하여 우수한 지연성능을 가진다는 것을 알 수 있다.

5. 결 론

본 연구에서는, 실시간 통신을 위한 CDMA 상호연결망의 새로운 접근제어 프로토콜인 VTBC 프로토콜의 성능을 분석하였다.

기존의 VTBR 프로토콜은, 서비스 동안에 방문하는 노드간의 스위치오버 시간을 제외시켜 주지만, 불필요한 스위치오버 시간이 여전히 남아있다. 제안된 프로토콜에서는, 모든 노드가 공평한 전송기회를 갖도록 가상토권을 순차적으로 전달하며, 가상토권을 갖지않은 노드일지라도 모든 노드가 연결되어 있는 순환체인의 우선순위에 따라 메시지를 전송할 수 있다. 순환체인은 메시지가 없는 노드간의 스위치오버 시간을 제외시켜 주므로, VTBC 프로토콜에서는 하나의 노드에서 서비스를 완료한 후 메시지가 대기중인 다음 노드에서 서비스를 시작하기까지 한 번의 스위치오버 시간만이 필요하게 된다. 제안된 프로토콜은 실시간 통신의 대기시간에 상당한 영향을 미치는 스위치오버 시간을 최소화시켜 높은 수율과 우수한 지연시간을 가능하게 해 준다.

제안된 접근제어 프로토콜의 성능을 해석적인 방법에 의하여 평가하고 기존의 접근제어 프로토콜과 비교하였다. 수리적 결과로부터 제안된 프로토콜이 기존의 프로토콜에 비하여 우수한 지연성능을 가짐을 알 수 있었다. 제안된 프로토콜은 낮은 트래픽 환경에서 뿐만 아니라 높은 트래픽 환경에서도 우수한 지연성능을 보여주었다.

제안된 프로토콜은 CDMA 이동통신 시스템 뿐만 아니라 개인휴대통신(Personel Communications System, PCS) 및 범세계이동통신(International Mobile Telecommunication 2000, IMT-2000)을 위한 상호연결망에도 적용될 수 있다. 이러한 미래의 통

신 시스템에 구현하기 위하여, 보다 큰 처리용량과 고도의 신뢰성을 달성하기 위한 연구가 계속적으로 진행되고 있다.

참 고 문 헌

- [1] W. C. Y. Lee, "Overview of cellular CDMA," *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Vol. 40, No.2(May., 1991), pp.291-302.
- [2] K. S. Gilhousen and I. M. Jacobs, "On the capacity of a cellular CDMA system," *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Vol.40, No. 2(May, 1991), pp.303-312.
- [3] P. Jung and P. W. Baier, "Advantages of CDMA and spread spectrum techniques over FDMA and TDMA in cellular mobile radio applications," *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Vol.42, No.3(Aug., 1993), pp.357-364.
- [4] R. Steele, "Speech codecs for personal communications," *IEEE Communications Magazine*, Vol.31, No.11(Nov., 1993), pp.76-83.
- [5] A. J. Viterbi and R. Padovani, "Implications of mobile cellular CDMA," *IEEE Communications Magazine*, Vol.30, No.12(Dec., 1992), pp.38-41.
- [6] R. Pandya, "Emerging mobile and personal communication systems," *IEEE Communications Magazine*, Vol.33, No.6(Jun., 1995), pp.44-52.
- [7] T. F. L. Porta and M. Veeraraghavan, "Distributed call processing for personal communications services," *IEEE Communications Magazine*, Vol.33, No.6(Jun, 1995), pp.66-75.
- [8] Y. K. Jeong *et al.*, "High performance inter-processor communication network in CDMA switching system," *Journal of Korean Institute of Communication Sciences*, Vol.20, No.8(1995), pp.2221-2235.
- [9] Y. K. Jeong, "The Medium access control protocol of virtual token bus network for real time communications," Ph.D. Dissertation, Kyungpook National University(1996).
- [10] O. J. Boxma and B. Meister, "Waiting-time approximations for cyclic-service systems with switchover times," *Proc. of Performance '86*, pp.254-262(1986).
- [11] K. S. Watson, "Performance evaluation of cyclic service strategies - a survey," in *Performance'84*, ed. E. Gelenbe(North-Holland, Amsterdam), 1984.
- [12] P. J. Kuehn, "Multi-queue systems with non-exhaustive cyclic service," *The Bell System Technical Journal*, Vol.58(1979), pp.671-698.
- [13] J. S. Hong, J. W. Hong and C. H. Lie, "A study on traffic handling capacity of packet handler," *Proc. of IE/MS'90*, pp.289-298 (1990).