

# 동질 트래픽 조건에서 IEEE 802.12 VG-AnyLAN 매체접근제어의 지연시간과 채널이용율 해석

주 기 호\*

요 약

VG-AnyLAN은 IEEE 802 위원회에서 제정한 100Mbps 근거리통신망 표준으로서 프레임 포맷은 기존 IEEE 802.3 이더넷의 형식을 그대로 유지한 반면에 매체접근제어 방식은 Demand Priority라 불리는 새로운 방식을 채택하였다. 이 방식에서 스테이션의 전송요청은 제어허브에 의하여 주기적으로 스캔되어 순서에 따라 전송된다. 이더넷의 매체접근제어방식인 CSMA/CD와 달리 이 방식은 네트워크 세그먼트 크기에 제한을 두지 않으며 패킷 지연시간에 최대 한계를 가진다. 본 논문에서 IEEE 802.12 VG-AnyLAN 매체접근제어 방식의 매체접근 지연시간과 채널이용율(channel utilization)을 평가하였다. 각 스테이션에서 발생하는 트래픽의 우선순위가 모두 같으며, 패킷사이즈가 일정하다는 가정하에 시스템의 해석적 모델을 구축하고, 이를 이용하여 부하변동에 따른 시스템의 패킷 지연시간과 채널이용율의 순환 표현식을 얻었다. 또한 본 논문에서 얻은 결과를 뒷받침하기 위해 시스템 내한 시뮬레이션을 수행하여 주요 지표에 대하여 수치해석 결과와 비교 분석하였다.

키워드 : 근거리통신망, 매체접근제어, 성능평가, 접근지연시간, 채널이용율

## Delay and Channel Utilization Analysis of IEEE 802.12 VG-AnyLAN Medium Access Control under the Homogeneous Traffic Condition

Giho Joo\*

ABSTRACT

VG AnyLAN is a local area network standard developed by the IEEE 802.12 project. While preserving the frame format of IEEE 802.3, VG-AnyLAN adopts a new medium access control called Demand Priority where transmission requests of stations are arbitrated by a control hub in a round-robin manner. Unlike CSMA/CD which is the medium access control of IEEE 802.3, the Demand Priority, while providing the maximum bound on the packet delay, does not put the limit on the network segment size. In this paper, we analyze the delay and the channel utilization performances of the medium access control of IEEE 802.12 VG-AnyLAN. We develop an analytic model of the system under assumptions that each station generates traffic of the equal priority and that the packets are of fixed length. Using the analytic model, we obtain the recursive expression of the average channel utilization and the average access delay. The numerical results obtained via analysis are compared to the simulation results of the system for a partial validation of our analysis.

Key Words : LAN, Medium Access Control, Performance Analysis, Access Delay, Channel Utilization

### 1. 서 론

최근 컴퓨터 성능의 비약적인 발전과 높은 대역폭과 신뢰도를 요구는 네트워크 응용소프트웨어들의 등장으로 이더넷(Ethernet)을 비롯한 기존 10Mbps급 근거리 통신망은 병목화되기 시작하였다. 이러한 상황을 개선하기 위하여 100Mbps의 대역폭을 가진 랜 기술들이 개발되었는데 Fast Ethernet[1]과 VG-AnyLAN[2]이 그 대표적인 예이다. Fast Ethernet은 기존 10BASE-T의 토폴로지, MAC, 프레임포맷을 그대로 유지하면서 10배 속도를 제공한다. Fast Ethernet

과 마찬가지로 IEEE 802.3의 후속기술로 개발된 IEEE 802.12 VG-AnyLAN은 IEEE 802.3의 프레임 포맷은 그대로 유지하지만 Demand Priority라는 새로운 방식을 MAC으로 채택하였다. 랜덤 액세스 방식인 CSMA/CD와는 달리 Demand Priority 방식은 각 스테이션의 요청에 따라 동적으로 대역폭을 할당하며 최대 지연시간이 제한될 수 있기 때문에 실시간 트래픽 지원에 좀 더 적합하다고 할 수 있다. 또한 CSMA/CD가 네트워크 세그먼트의 최대 크기에 제한을 두고 있는데 비해 Demand Priority는 이러한 제한이 없다. 10Mbps급 근거리통신망의 후속 기술로 개발된 100Mbps급 근거리통신망의 성능을 평가하기 위한 연구들이 테스트 네트워크를 이용하거나 시뮬레이션 혹은 해석적 방법을 통하

\* 정 회 원 : 배재대학교 정보통신공학과 부교수  
논문접수 : 2005년 10월 11일, 심사완료 : 2006년 8월 3일

여 다양하게 수행되었다. Newman[3]은 클라이언트와 서버 PC로 구성된 실험네트워크를 구축하여 100BASE-T와 VG-AnyLAN의 성능을 측정함으로써 시스템의 잠복기(latency)가 클 경우 VG-AnyLAN의 성능이 100BASE-T보다 나빠질 수 있음을 실험적으로 보였다. Iwasaki[4]등은 실험적으로 구축된 네트워크를 이용하여 위의 두 네트워크의 성능을 측정하였다. Moh[5]는 시뮬레이션을 통하여 100BASE-T, 100VG-AnyLAN의 성능을 비교 분석하고 VG-AnyLAN의 Demand Priority 알고리즘이 normal 트래픽에 긴 지연시간을 초래할 수 있음을 보였다. Cronin[6]은 100BASE-T, 100VG-AnyLAN, FDDI, ATM등 네 종류의 고속 근거리망을 비교 분석한 연구에서 실제 패킷전송시간과 패킷전송을 위해 대기하는 시간을 계산하여 패킷사이즈에 따른 VG-AnyLAN의 최대 효율을 구하였다. 이들에 따르면 210m 크기의 스타형 VG-AnyLAN의 최대효율은 64 byte 크기의 패킷일 경우 0.46, 1518 byte 크기의 패킷일 경우 0.95이며, 2200m 크기의 트리형 VG-AnyLAN의 최대효율은 최소 0.19, 최대 0.85로 평가되었다. Cheng[7]은 모든 스테이션이 항상 프레임을 발생시킨다는 가정아래 VG-AnyLAN의 평균 폴링 사이클의 기간과 normal priority 프레임을 전송하기 위하여 필요한 평균 폴링 사이클을 구하고, 이를 이용하여 정규화(normalized)된 시스템 채널 이용율을 제시하였다. Kim[8]은 시험용 네트워크를 이용하여 패킷사이즈의 변화에 따른 시스템의 최대 쓰루풋을 측정 하였으며, 두 개의 스테이션과 하나의 허브로 구성된 모델을 이용하여 최악의 경우의 패킷 딜레이를 제시하였다. Molle[9] 등은 802.12, 100BASE-T, 그리고 Packet Switching에 대하여 효율성, 공정성 등에 대하여 정성적 비교를 하였으며, 시험 네트워크를 이용하여 기존 10Mbps급 네트워크와 성능을 비교 평가하였다. Kim[10] 등은 802.12 위원회에서 새로이 추가한 버스트 모드(Burst Mode)를 이용하는 새로운 대역폭 할당 알고리즘을 제안하고 실험적으로 그 성능을 측정 하였다.

위에서 언급한 연구들은 대부분 시험 네트워크를 이용하여 패킷 사이즈의 변동에 따른 시스템의 쓰루풋 변화를 실험적으로 측정한 것이며 Cheng[7]이 제시한 결과는 모든 스테이션이 패킷 전송을 시도하는 과부하 상태를 가정하여 얻은 것이다. IEEE 802.12 VG-AnyLAN이 IEEE 802에서 발표한 100Mbps급 근거리통신망의 표준의 하나이며 실제 상용화되어 사용된 네트워크 임에도 불구하고 시스템부하와 채널 이용율, 시스템부하와 매체접근 지연시간의 일반적 관계식을 제시한 연구가 없었다. 이에 따라, 본 논문에서는 IEEE 802.12 VG-AnyLAN 시스템의 입력부하와 시스템 성능지표와의 일반적 관계식을 유도하기 위하여 해석적 모델을 구축하고 부하 변동에 따른 시스템의 채널이용률과 지연시간의 상관관계를 나타내는 표현식을 얻고자 한다.

## 2. IEEE 802.12 Demand Priority 매체접근제어

IEEE 802.12의 매체접근방식은 제어허브에 의하여 통제되는 단순한 라운드로빈(round robin) 방식을 통하여 각 스

테이션의 전송 요청을 처리한다. 프레임을 전송하고자 하는 스테이션은 전송 요청신호를 제어허브에 보내고 전송을 승인하는 응답 신호를 기다린다. 제어허브의 승인을 받은 스테이션은 제어허브에 프레임 하나를 전송할 수 있다.

제어허브는 스테이션의 요청에 대하여 승인신호를 보내어 전송 권리를 주게 되는데, 스테이션들의 전송요청이 누적된 경우에는 포트번호 순서에 따라 순차적으로 승인하게 된다. 스테이션으로 부터 프레임을 전송 받은 제어허브는 수신한 프레임의 목적지 주소 필드를 검사하여 목적지 스테이션을 결정한다. 제어허브는 목적지 스테이션에 프레임 도착신호를 보내어 프레임이 송신된다는 것을 알린 뒤에 프레임을 전송한다. 프레임을 전송하지 있지 않을 경우에 제어허브와 스테이션은 서로에게 휴지신호를 보내어 채널이 사용 가능함을 알린다.

IEEE 802.12의 매체접근방식은 지연시간에 민감한 실시간 트래픽을 지원하기 위하여 Normal과 High 두 가지의 전송우선순위를 제공한다. 스테이션은 전송 요청신호에 원하는 우선순위를 설정할 수 있다. 제어허브는 High-Priority 요청을 Normal-Priority에 우선하여 승인하며 같은 우선순위 수준에서는 포트번호에 따른 순차적 서비스 방식을 적용한다. Normal-Priority 트래픽에 최소한의 대역폭을 제공하기 위하여 일정한 시간(200-300ms) 이상 대기 중인 Normal-Priority 프레임을 High-Priority로 전환하여 일정 시간 내에 전송될 수 있도록 하고 있다. 토큰제어 방식과 달리 802.12의 매체접근방식은 각 스테이션의 전송요청에 병행성과 비동기성을 부여한다. 즉, 각 스테이션은 라운드로빈 서비스 사이클 동안 임의의 시간에 전송요청 신호를 보낼 수 있다. 또한, 전송할 프레임이 있는 스테이션들만 라운드로빈 방식에 따라 서비스되기 때문에 토큰제어 방식과는 달리 토큰순환에 따른 잠복기(latency)이 없다.

## 3. IEEE 802.12의 매체접근제어 프로토콜의 성능 분석

본 절에서는 IEEE 802.12 VG-AnyLAN의 동작특성을 분석하여 해석적 모델을 구축하고, 이를 이용하여 부하변동에 따른 시스템의 접근지연시간(access delay)와 채널 이용률의 변화에 대한 관계식을 얻는다. 또한, 해석적 모델 및 유도된 표현식의 타당성을 뒷받침하기 위하여, 해석적 모델과 실제 시스템 모두에 대하여 시뮬레이션을 수행하고, 주요지표에 대하여 해석적으로 얻은 결과와 비교한다.

### 3.1 시스템 모델

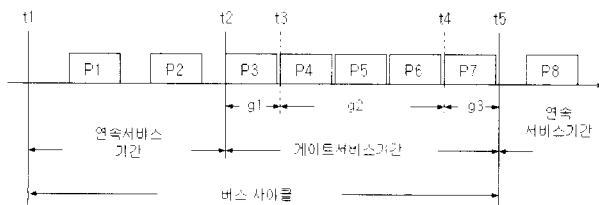
먼저 해석적으로 다룰 만한 모델을 만들기 위하여 시스템에 단일버퍼를 가진 무한개의 스테이션이 존재하며, 각 스테이션의 도착과정이 Poisson 프로세스이고, 패킷의 크기가 일정하며 우선순위가 동일한 것으로 가정한다. 단일버퍼를 가진 무한개의 스테이션은 시스템의 해석적 성능평가에서 일반적으로 도입하는 가정이며, 패킷 크기와 우선 순위에 대한 가정은 시스템분석이 과도하게 어려워지는 것을 피하

기 위하여 도입하였다. VG-AnyLAN은 우선순위를 대역폭을 확보하는 수단으로써 사용하지 말고, 지연시간에 민감한 트래픽에만 제한적으로 사용하도록 권고하고 있다[2]. 따라서 위의 가정을 도입하여 구축된 모델이 실제 시스템의 특성을 엄격하게 반영하고 있지는 않지만, 일반적인 VG-AnyLAN 동작상황을 근사화한 것으로 볼 수 있다.

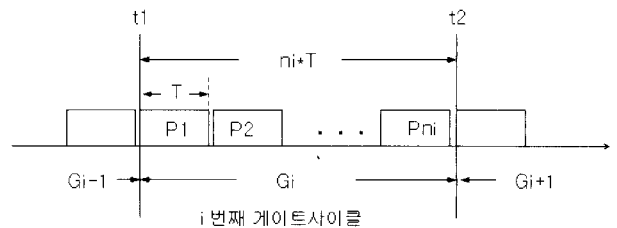
위의 가정 아래 해석적 모델은 다음과 같이 동작한다. 먼저 시스템의 부하가 적을 경우에는 각 스테이션은 패킷을 발생하는 즉시 제어허브를 통하여 패킷을 전송할 수 있다. 이렇게 각 스테이션의 패킷이 발생 즉시 처리되는 기간을 연속 서비스 기간이라 한다.

(그림 1)은 해석적 모델에서 패킷이 전송되는 전형적인 패턴을 보여준다. 시간  $t_1$ 에 시작된 연속서비스시간 중에 도착한 패킷  $P_1$ 과  $P_2$ 은 지연 없이 즉시 전송된다. 부하가 증가함에 따라, 패킷이 전송되는 도중에 하나 이상의 패킷이 도착하게 되면 이들은 즉시 전송되지 못하고 현재 진행 중인 패킷 전송이 끝난 후에 그 도착 순서대로 전송되게 된다. 이러한 패킷전송 형태를 게이트 서비스 사이클이라 한다. (그림 1)에서 패킷  $P_3$ 의 전송 중( $t_1$ 와  $t_2$  사이)에 도착한 패킷  $P_4, P_5, P_6$ 는  $P_3$ 의 전송이 끝나는 시점인  $t_3$ 에 시작되는 두 번째 게이트 서비스 사이클  $g_2$ 에서 차례로 전송됨을 보이고 있다.

하나의 게이트 서비스 사이클이 진행되는 동안에 도착한 패킷들은 현재 진행 중인 게이트 서비스 사이클이 끝나고 새로운 게이트 서비스 사이클이 시작되면 그 도착 순서대로 전송되게 된다. 이러한 일련의 게이트 사이클이 순차적으로 지속되는 기간을 게이트 서비스 기간이라 한다. (그림 1)에서 연속서비스시간은  $t_2$ 에서 종료되고 첫 번째 게이트 서비스 사이클  $g_1$ 이 시작되고 있으며,  $g_1$  동안에 도착한 패킷  $P_4, P_5, P_6$ 가 두 번째 게이트 서비스 사이클  $g_2$  동안에 전송되고,  $g_2$  동안에 도착한 패킷  $P_7$ 은 세 번째 게이트 서비스 사이클  $g_3$  동안에 전송됨을 보이고 있다. 진행 중인 게이트 서비스 사이클 동안에 하나 이상의 패킷이 도착하면 새로운 게이트 서비스 사이클이 개시되지만, 도착한 패킷이 하나도 없을 경우에는 현재 진행 중인 게이트 서비스 사이클의 종료와 함께 게이트 서비스 기간이 종료되고 연속 서비스 기간이 시작되게 된다. (그림 1)에서  $g_3$  동안에는 패킷이 도착하지 않았기 때문에 게이트 서비스 기간은  $g_3$ 가 끝나는 시점인  $t_5$ 에서 종료되고 새로운 연속 서비스 기간이 시작되고 있다. 이



(그림 1) 해석적 모델의 패킷 전송 패턴



(그림 2) 게이트 사이클의 구성

처럼 해석적 모델에서 패킷 전송형태는 (그림 1)과 같이 연속 서비스 기간과 게이트 서비스 기간이 번갈아 나타나는 모습을 보이게 된다. 연속 서비스 기간과 게이트 서비스 기간으로 구성되는 기간을 버스 사이클이라 한다.

게이트 서비스 기간의 게이트 서비스 사이클 중에서 첫 번째와 두 번째 사이클은 다른 사이클에 비하여 그 특성이 다르다. 연속 서비스 상태에서 전송을 시작한 패킷(그림 1에서  $P_3$ )의 전송 도중 하나 이상의 패킷이 도착할 경우, 그 패킷의 전송 기간이 첫 번째 게이트 사이클(그림 1에서  $g_1$ )로 정의되므로 첫 번째 게이트 사이클 동안에 전송되는 패킷은 항상 하나이다. 그리고 첫 번째 사이클 동안 하나 혹은 그 이상의 패킷이 도착했다고 가정하였으므로, 두 번째 사이클 동안 전송되는 패킷의 수는 항상 하나 혹은 그 이상이다. 두 번째 이상의 사이클에서는 이러한 제한이 없으며 이들은 모두 통계적으로 같은 특성을 가지게 된다.

### 3.2 게이트 서비스 기간의 분석

앞 절에서 도입한 가정 (i)에 따라 시스템의 도착과정은 평균 도착률  $\lambda$  인 Poisson 프로세스이며 패킷 전송시간은  $T$ 로 일정하다. (그림 2)에서 보인 것 같이 게이트서비스기간의  $i$  번째 게이트 사이클을  $G_i$ , 이 사이클 동안에 전송된 패킷의 수를  $n_i$ 로 표시하면,  $i$  번째 ( $i \geq 2$ ) 게이트 사이클  $G_i$ 의 지속시간  $\psi_i$ 는 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\psi_i = \begin{cases} n_i T & \text{if } n_i \geq 1 \\ 0 & \text{if } n_i = 0 \end{cases} \quad (1)$$

(1)의 양변에 라플라스 변환(Laplace transform)을 취하면 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$\Psi_i(s | n_i \geq 1, \Psi_{i-1}) = E[e^{-s\psi_i}] = [e^{-Ts}]^{n_i} \quad (2)$$

$$\Psi_i(s | n_i = 0, \Psi_{i-1}) = 1. \quad (3)$$

전확률공식(total probability theorem)을 이용하여 (2)와 (3)의 확률변수  $n_i$ 에 대한 조건을 제거하면 다음과 같다.

$$\begin{aligned} \Psi_i(s|\Psi_{i-1}=\psi_{i-1}) &= e^{-\lambda\psi_{i-1}} + \sum_{n_i=1}^{\infty} [e^{-T\lambda}]^{n_i} \frac{(\lambda\psi_{i-1})^{n_i}}{n_i!} e^{-\lambda\psi_{i-1}} \\ &= e^{-(\lambda-\lambda e^{-T\lambda})\psi_{i-1}} \end{aligned} \quad (4)$$

식 (4)에서  $\Psi_{i-1}$ 에 대한 조건을 제거하면 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$\begin{aligned} \Psi_i(s) &= \int_0^{\infty} f_{\Psi_{i-1}}(\Psi_{i-1})d\Psi_{i-1} \\ &= \int_0^{\infty} e^{-(\lambda-\lambda e^{-T\lambda})\Psi_{i-1}} f_{\Psi_{i-1}}(\Psi_{i-1})d\Psi_{i-1} \\ &= \Psi_{i-1}(\lambda-\lambda e^{-T\lambda}), \quad i > 2. \end{aligned} \quad (5)$$

여기서  $\Psi_{i-1}(\cdot)$ 은  $\Psi_{i-1}$ 의 라플라스 변환이다

$i=1, 2$  경우는 다음과 같이 얻는다. 앞 절에서 설명한 대로 첫 번째 게이트 사이클  $G_1$  동안에 전송되는 패킷의 수는 항상 1이므로 위와 동일한 방법으로 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$\begin{aligned} \Psi_1(s) &= e^{-Ts} \\ \Psi_2(s) &= e^{-Ts} \end{aligned} \quad (6)$$

전송되는 패킷의 수가 하나인 첫 번째 게이트 사이클  $G_1$ 의 길이는  $T$ 이며, 정의에 따라 두 번째 사이클  $G_2$  동안에 전송되는 패킷은 적어도 하나 혹은 그 이상이므로  $n_2$ 는 1보다 같거나 크다. 이 조건으로부터  $G_2$ 에 대한 결과를 다음과 같이 얻는다.

$$\begin{aligned} \Psi_2(s) &= \frac{1}{1-e^{-\lambda T}} \sum_{n_2=1}^{\infty} [e^{-T\lambda}]^{n_2} \frac{(\lambda T)^{n_2}}{n_2!} e^{-\lambda T} \\ &= \frac{e^{-(\lambda-\lambda e^{-T\lambda})T}-e^{-\lambda T}}{(1-e^{-\lambda T})}. \end{aligned} \quad (7)$$

확률 분포 함수의 라플라스 변환이 가지는 모멘트 생성 특성을 이용하여 수식 (5), (6), (7)에서  $\Psi_i$ 의 1차 모멘트를 다음과 같이 얻는다.

$$\begin{aligned} \overline{\Psi_i} &= -\Psi_i'(s)|_{s=0} \\ &= \begin{cases} \rho \cdot \overline{\Psi_{i-1}}, & i > 2 \\ \frac{\rho T}{1-e^{-\lambda T}}, & i=2 \\ T, & i=1 \end{cases} \end{aligned} \quad (8)$$

여기서  $\rho = \lambda \cdot T$  이다.

게이트서비스기간은 일련의 연속되는 게이트 사이클들로 구성되므로, 게이트 서비스 기간의 지속시간  $L_G$ 는 다음과 같이  $\Psi_i$ 의 합으로 나타낼 수 있다.

$$L_G = \sum_{i=1}^{\infty} \overline{\Psi_i}. \quad (9)$$

그런데 게이트 서비스 기간은 모두 패킷전송에 사용되므로 이 기간 동안의 유용한 부분  $\widehat{L}_G$ 는  $L_G$ 와 같다.

다음은 게이트 서비스 기간 동안에 전송된 패킷수의 평균을 구한다.  $\Psi_{i-1}=\psi_{i-1}$ 라고 가정할 때, 두 번째 이후의 게이트 사이클에 대하여 확률변수  $n_i$ 의 조건부 기대값은 다음과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} E[n_i | \Psi_{i-1}=\psi_{i-1}] &= \sum_{n_i=1}^{\infty} n_i \frac{(\lambda\psi_{i-1})^{n_i}}{n_i!} e^{-\lambda\psi_{i-1}} \\ &= \lambda\psi_{i-1}, \quad i > 2 \end{aligned} \quad (10)$$

수식 (9)에서  $\Psi_{i-1}$ 의 조건을 제거하면  $G_i$  동안에 전송된 패킷의 평균 숫자는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E[n_i] &= \int_0^{\infty} E[n_i | \Psi_{i-1}=\psi_{i-1}] f_{\Psi_{i-1}}(\psi_{i-1}) d\psi_{i-1} \\ &= \lambda \cdot \overline{\Psi_{i-1}}. \end{aligned} \quad (11)$$

두 번째 게이트 사이클  $G_2$  동안에는 적어도 하나 이상의 패킷이 전송되므로 이 기간 동안에 전송된 평균 패킷의 수는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E[n_2 | \Psi_1 = T] &= \frac{1}{1-e^{-\lambda T}} \sum_{n_2=1}^{\infty} n_2 \frac{(\lambda T)^{n_2}}{n_2!} e^{-\lambda T} \\ &= \frac{\lambda T}{1-e^{-\lambda T}}. \end{aligned} \quad (12)$$

첫 번째 게이트 사이클  $G_1$  동안에 전송된 패킷의 수는 항상 하나이므로 게이트서비스기간 동안에 전송된 패킷의 총합  $N_G$ 는 다음과 같다.

$$N_G = 1 + \frac{\lambda T}{1-e^{-\lambda T}} + \lambda \sum_{i=3}^{\infty} \overline{\Psi_{i-1}}, \quad (13)$$

### 3.3 연속 서비스 기간의 분석

게이트 서비스 기간이 이어지는 도중의 어느 한 게이트 사이클 동안에 패킷이 도착하지 않으면 게이트 서비스 기간은 종료되고 연속 서비스 기간이 시작되며, 연속 서비스 기간은 패킷 전송기간 동안에 또 다른 패킷이 도착하여 게이트 서비스기간이 시작될 때까지 지속된다. 연속 서비스 기간이 시작되어  $k$  개의 패킷이 전송되었고,  $k+1$  번째 패킷의 전송 도중에 또 다른 패킷이 도착하였다고 가정하면, 연속 서비스기간은 (그림 3)에서와 같이 게이트서비스기간의 종료시점  $t_1$ 에서부터 첫 번째 패킷이 도착하는  $t_2$ 까지 부분인  $c_1$ 과  $t_2$ 에서 시작하여 게이트서비스가 시작되는  $t_3$ 까지  $k$  개의 패킷이 전송되는 부분인  $c_2$ 로 나눌 수 있다.

먼저 첫 번째 부분  $c_1$ 의 길이는 Poisson 프로세스의 평균 도착간격이므로 다음과 같다.

$$C_1 = \frac{1}{\lambda} \quad (14)$$

연속서비스기간의 두 번째 부분  $c_2$ 는 다음과 같이 얻는다. 패킷이 전송되고 있는 시간  $T$  동안 패킷이 하나도 도착하지 않을 확률은 다음과 같다.

$$P_s = e^{-\lambda T} \quad (15)$$

따라서 패킷전송이 끝나는 시점에서 연속서비스기간이 계속될 확률은  $P_s$ , 종료될 확률은  $(1 - P_s)$ 이므로 이 기간 동안에 전송되는 패킷의 수는 기하(Geometric) 분포를 가지며, 그 평균값  $N_C$ 는 다음과 같이 얻는다.

$$N_C = \frac{P_s}{(1 - P_s)} \quad (16)$$

(그림 3)에서와 같이 연이어 도착한 두 패킷의 시간 간격을 확률변수  $x$ 로 나타내면, 시스템의 도착과정이 Poisson 프로세스이므로 확률변수  $x$ 는 지수분포를 가진다. 연속 서비스 기간에서  $i+1$ 번째 패킷의 도착시간 간격이  $i$ 번째 패킷의 전송시간  $T$  보다 길면 연속 서비스 기간이 계속되고 그렇지 않으면  $i$ 번째 전송은 게이트 서비스 기간의 첫 번째 사이클이 된다. 그러므로  $i$ 번째 패킷의 전송 종료 시점에서 연속 서비스 기간이 계속된다고 가정할 때  $x$ 의 조건부 확률 분포 함수는 다음과 같으며

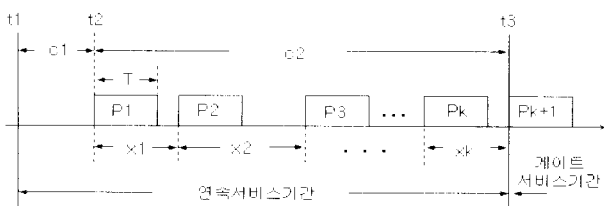
$$f(x|x > T) = \frac{f_x(x)}{1 - F(T)}, \quad x > T \quad (17)$$

$x$ 의 조건부 기대치는 다음과 같이 주어진다.

$$E\{x|x > T\} = \frac{1}{\lambda} (1 + \lambda T) \quad (18)$$

그런데  $x_i$ 는 i.i.d이므로  $c_2$ 의 평균길이는 다음과 같이 얻는다.

$$C_2 = \frac{1}{\lambda} (1 + \lambda T) \cdot N_C \quad (19)$$



(그림 3) 연속서비스 기간의 패킷 전송 형태 분석

연속 서비스 기간의 평균 지속 시간은 이 두 부분으로 합이므로 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$L_C = C_1 + C_2 = \frac{1}{\lambda} + \frac{1}{\lambda} (1 + \lambda T) \cdot N_C \quad (20)$$

또한 연속 서비스 기간 중에서 패킷전송에 사용된 부분의 평균값  $\widehat{L}_C$ 은 다음과 같다.

$$\widehat{L}_C = N_C \cdot T = \frac{P_s}{1 - P_s} \cdot T \quad (21)$$

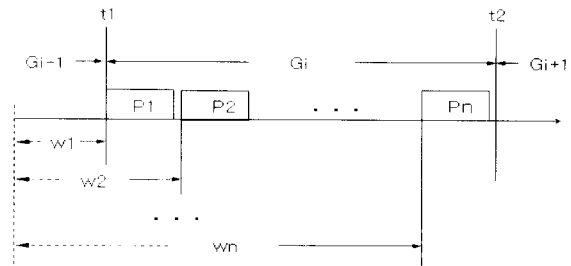
시스템의 채널 이용률(channel utilization)은 버스 사이클 기간 중에서 패킷전송에 사용된 부분의 비율로 나타낼 수 있으므로 채널이용률을 다음과 같이 얻는다.

$$U_s = \frac{\widehat{L}_C + \widehat{L}_C}{L_C + L_C} \quad (22)$$

### 3.4 지연시간 분석

평균 접근 지연시간(average access delay)은 버스 사이클 동안에 전송된 모든 패킷들의 지연시간의 합을 구하고, 이를 전송된 패킷의 수로 나누어 얻을 수 있다. 연속 서비스 기간 중에는 패킷이 도착되는 즉시 전송되어 대기시간이 없으므로 게이트 서비스 기간에 전송되는 패킷들의 대기시간만 구하면 시스템의 평균 접근 지연시간을 구할 수 있다.

(그림 4)는  $(i-1)$ 번째 게이트 사이클  $G_{i-1}$  동안에 도착한 패킷들이 뒤따른  $i$ 번째 게이트 사이클  $G_i$  중에 전송될 때까지 대기 시간을 보여주고 있다. 지속시간이  $\psi_{i-1}$ 인  $(i-1)$ 번째 게이트 사이클  $G_{i-1}$  동안  $n_i$  패킷들이 도착했다고 가정하자. 그러면 이 패킷들은  $i$ 번째 게이트 사이클  $G_i$ 가 시작될 때까지 평균  $\psi_{i-1}/2$  만큼 대기하게 된다,  $G_i$ 가 시작되면 각 패킷은 도착한 순서에 따라 전송되게 되는데  $k$ 번째 도착한 패킷은 전송이 시작될 때까지  $(k-1) \cdot T$  동안을 대기하게 된다. 위의 논거에 의하여 2보다 큰  $i$ 번째 게이트 사이클  $G_i$ 에서  $k$ 번째 전송된 패킷의 대기시간은 다음과 같이 쓸 수 있다.



(그림 4) 지연시간의 분석

$$w_k(\Psi_{i-1} = \Psi_{i-1}) = \frac{\Psi_{i-1}}{2} + (k-1)T \quad (23)$$

따라서  $G_i$ 에서 전송된  $n_i$  개 패킷의 대기시간의 합  $\overline{W}_i$ 는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} \overline{W}_i(\Psi_{i-1} = \Psi_{i-1} | n_i) &= \sum_{k=1}^{n_i} w_k \\ &= \frac{n_i}{2} \Psi_{i-1} + \frac{n_i(n_i-1)}{2} T \end{aligned} \quad (24)$$

수식 (24)에서  $n_i$  에 대한 조건을 제거하면 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$\overline{W}_i(\Psi_{i-1} = \Psi_{i-1}) = \frac{\lambda}{2} (1 + \rho) \Psi_{i-1}^2, \quad i > 2 \quad (25)$$

계속해서 수식 (25)에서  $\Psi_{i-1}$ 에 대한 조건을 제거하여  $G_i$ 에서 전송된 패킷들의 총 평균대기시간을 다음과 같이 얻는다.

$$\overline{W}_i = \frac{\lambda(1+\rho)}{2} \overline{\Psi_{i-1}^2}, \quad i > 2 \quad (26)$$

이제  $i=1, 2$  인 경우, 즉 첫 번째와 두 번째 게이트 사이클의 총 대기시간을 구한다. 첫 번째 게이트 사이클  $G_1$ 에서 전송되는 패킷의 수는 언제나 하나이고, 이 패킷은 대기시간이 없이 곧바로 전송되므로  $G_1$ 의 총 대기시간은  $\overline{W}_1=0$  이다. 두 번째 게이트 사이클  $G_2$ 에서 전송되는 패킷의 수는 언제나 하나 이상이므로,  $G_2$ 의 총 대기시간은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} \overline{W}_2 &= \frac{1}{1-e^{-\lambda T}} \sum_{n_1=1}^{n_1} \overline{W}_2(\Psi_1 = T | n_1 > 1) \frac{(\lambda T)^{n_1}}{n_1!} e^{-\lambda T} \\ &= \frac{T}{2} \cdot \frac{\rho(1+\rho)}{(1-e^{-\lambda T})}. \end{aligned} \quad (27)$$

수식 (26)에 나타난  $\Psi_i$  의 2차 모멘트는 수식 (8)에서 다음과 같이 유도할 수 있다.

$$\begin{aligned} \overline{\Psi_i^2} &= \Psi_i''(s)|_{s=0} \\ &= \begin{cases} \rho T \overline{\Psi_{i-1}} + \rho^2 \overline{\Psi_{i-1}^2}, & i > 2 \\ \frac{\rho(1+\rho)T^2}{1-e^{-\lambda T}}, & i = 2, \\ T^2, & i = 1 \end{cases} \end{aligned} \quad (28)$$

마지막으로 게이트 서비스 기간 동안에 전송된 패킷의 총 평균대기시간  $\overline{W}_G$ 는 다음과 같으며

$$\overline{W}_G = \sum_{i=1}^{\infty} \overline{W}_i. \quad (29)$$

시스템의 평균지연시간  $D_S$ 는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

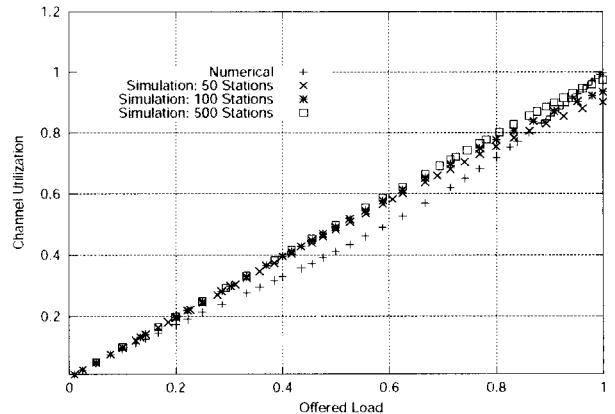
$$D_S = \frac{W_G}{N_C + N_G}. \quad (30)$$

#### 4. 수치해석 및 시뮬레이션 결과

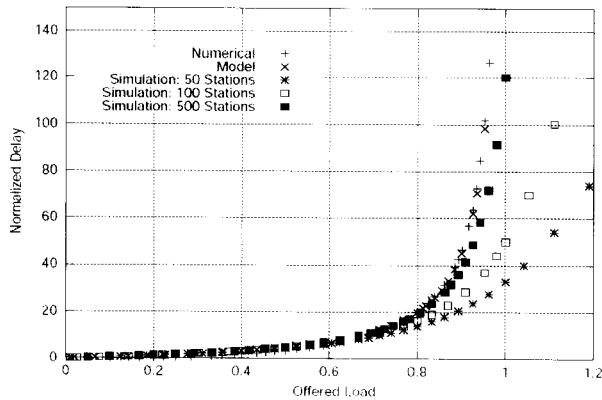
본 절에서는 앞 절에서 유도한 채널 이용률과 평균 지연시간에 대한 표현식을 이용하여 수치결과를 계산하고, 이를 해석적 모델의 시뮬레이션결과와 비교한다. 또한 실제시스템의 시뮬레이션을 수행하여 앞 절에서 구출한 해석적 모델의 타당성을 검토한다. 시스템 도착과정의 도착률  $\lambda$ 가 주어지면  $\overline{\Psi_i}$  와  $\overline{\Psi_i^2}$ 를 순차적으로 계산하고, 해석적으로 얻은 표현식들을 이용하여 시스템 채널이용률과 평균접근지연시간을 구한다. 게이트서비스기간이  $i=100$  정도에서 정상상태의 99%까지 수렴하는 것으로 나타남에 따라  $i=500$ 까지  $\overline{\Psi_i}$ 를 계산하였다.

실제 시스템의 시뮬레이션에서 각 스테이션은 동일한 Poisson 프로세스에 따라 패킷을 발생시키며, 하나의 패킷이 전송대기 중일 때는 또 다른 패킷을 발생시키지 않는다. 패킷사이즈는 1000비트로 고정하였으며, 각 스테이션의 도착율의 합이 시스템의 전체 도착율이다. 스테이션의 수는 50, 100, 500개의 세 가지 경우에 대하여 시뮬레이션을 수행하였다. 시뮬레이션은 100만개의 을 전송할 때까지 지속하였으며, 과도기간의 효과를 없애기 위하여 초기의 10만개의 패킷은 통계처리에서 제외하였다. 주어진 시스템 도착율에 대하여 독립적인 시뮬레이션을 10회 실시하여 그 평균으로 최종 채널이용률과 평균지연시간 값을 구하였다.

(그림 5)는 시스템도착율의 변동에 따른 채널이용율의 변화를 보여준다. 저부하영역과 고부하 영역에서 해석적 표현식으로 얻은 결과와 시뮬레이션 결과가 잘 일치함을 보여준다. 모델링 과정에서 보였듯이 시스템의 저부하 영역에서는 버스 사이클의 대부분이 연속서비스기간으로 이루어지고, 고부하 영역에서는 게이트서비스기간으로 이루어진다. 따라



(그림 5) 시스템도착율의 변동에 따른 채널이용율 변화 비교



(그림 6) 시스템도착율 변동에 따른 평균대기시간 변화 비교

서 이러한 결과는 두 기간에 대한 모델과 이를 이용하여 얻은 해석적 표현식의 타당성을 보여준다고 할 수 있다. 연속 서비스기간과 게이트서비스기간이 빈번하게 교차되는 중간 부하 영역에서는 중간부하영역에서는 해석적 결과와 시뮬레이션 결과가 약간의 차이를 보이고 있다. 해석적 결과가 모든 시뮬레이션(50, 100, 500스테이션) 결과보다 시스템의 채널 이용율을 저평가 하는 것은 모델링 과정에서 스테이션이 패킷을 하나만 버퍼링 한다고 가정함으로써 해석적 모델이 실제시스템보다 상대적으로 부하가 적게 가해지기 때문이다.

(그림 6)은 시스템도착율의 변동에 따른 평균대기시간의 변화를 보이고 있다. 그래프에서 평균지연시간은 패킷전송 시간에 대한 상대적 값으로 표시되었다. 따라서 y축의 값에 패킷전송시간을 곱하면 실제 전송지연시간을 얻을 수 있다. 이 그림에는 해석적 모델을 시뮬레이션하여 얻은 결과도 제시되어 있다. 그림에서 전 부하 영역에 걸쳐 수치해석으로 얻은 결과와 해석적 모델의 시뮬레이션으로 얻은 결과가 잘 일치함을 볼 수 있는데, 이는 해석적으로 얻은 부하와 이용율간의 관계식이 모델을 잘 반영하고 있음을 보여준다고 할 수 있다.

해석적 결과와 실제 시스템의 시뮬레이션 결과는 중저부하 영역에서 좋은 근사를 보여 주고 있으나 고부하 영역에서는 해석적 결과가 시뮬레이션 결과에 비하여 높은 지연시간을 보였다. 이는 해석적 모델에서 하나의 버퍼를 가진 무한개의 스테이션이 시스템에 존재하는 것으로 가정하는데 비해 실제 시스템 시뮬레이션에서는 유한한 스테이션 숫자(50, 100, 500)를 사용했기 때문이다. 따라서 실제시스템에서는 게이트 기간 동안에 시스템에서 발생되는 패킷의 수는 제한되어 있는 데 비해서 모델에서는 제한이 없기 때문에 이러한 결과를 나타낸다고 볼 수 있다. 이 점은 그림에서 스테이션 숫자가 증가 할수록 시뮬레이션 결과와 해석적 결과의 오차가 줄어드는 것으로 확인 할 수 있다. 즉, 스테이션의 수가 500개 일 경우에는 고부하 영역에서도 시뮬레이션의 그래프가 해석적결과의 그래프와 상당히 근접함을 보임을 알 수 있다.

### 5. 결 론

본 논문에서는 IEEE 802.12 AnyLAN의 매체접근제어의 부하변동에 따른 지연시간과 채널이용율의 변화를 평가하였다. 기존의 연구들이 과부하 상태에서 시스템의 최대이용율만을 구한 것과는 달리 본 논문에서는 IEEE 802.12 매체접근제어의 모델을 구축하고, 이를 이용하여 부하변동에 따른 지연시간과 채널이용율의 순환표현식을 구하였다. 해석적으로 얻어진 채널 이용률과 평균 지연시간에 대한 순환표현식을 이용하여 수치결과를 계산하고, 이를 모델의 시뮬레이션 결과, 실제시스템의 시뮬레이션결과와 비교함으로써 본 논문에서 제시한 모델과 해석방식의 타당성을 보였다.

비교 결과 채널이용율은 중간부하영역에서 약간의 차이를 보이고 저부하 영역과 고부하 영역에서는 잘 일치 하였다. 지연시간은 중저부하 영역에서 잘 일치 하였고, 고부하 영역에서는 차이를 보이지만 실제 시스템의 스테이션 수가 많아 질수록 그 차이는 현저히 줄어들었다. 해석적 모델의 시뮬레이션 결과와 수치해석 결과는 모든 부하영역에 걸쳐 잘 일치하는 것으로 나타나 본 논문에서 사용한 해석방법이 타당함을 부분적으로 증명하였다. 따라서 본 논문에서 사용한 해석적 방법은 시스템의 작동이 유사한 사이클의 반복으로 이루어지는 다른 시스템에도 유용하게 적용될 수 있을 것이다.

### 참 고 문 헌

- [1] IEEE, "MAC Parameters, Physical Layer, Medium Attachment Units and Repeater for 100 Mb/s Operation, Type 100Base T," IEEE Standards 802.3u 1995.
- [2] IEEE, "Demand Priority Access Method, Physical Layer and Repeater Specification for 100 Mb/s Operation," IEEE Standards 802.12 1995.
- [3] D. Newman and B. Levy, "100Base-T vs. 100VG : The Real Fast Ethernet," Data Communications. pp.67-77, March, 1997.
- [4] Iwasaki Y. Obata, et. al., "Performance and Medium Access Method About CSMA/CD and Demand Priority," Anritsu Technical Bulletin, no. 72, Sep. 1996, pp. 87-91, Anritsu.
- [5] W. Melody Moh, Yu-Feng Chung, "Evaluation of High Speed LAN Protocols as Multimedia Carriers," 1996 IEEE.
- [6] William J. Cronin, Jerry D. Hutchison, K. Ramakrishnan, Henry Yang, "A Comparison of High Speed LANs," Proc. 19th conf. on Local Computer Networks, pp.40-49, Oct., 1994.
- [7] Tee Hiang Cheng, "Performance Comparison of 100Base-T Fast Ethernet and 100VG-AnyLAN," Computers Ind. Eng. Vol.35, Nos 3-4, pp.607-610, 1998.
- [8] Peter Kim, "Deterministic Service Guarantees in 802.12 Networks - Part I: The Single-Hub Case," IEEE/ACM

Transactions on Networking, VOL.6, NO.5, pp.645-658 Oct., 1998.

- [9] M. Molle and G. Watson, "100 Base-T/IEEE 802.12 Packet Switching," IEEE Comm. Mag., pp.64-73, Aug., 1996.
- [10] Taewoong Kim, et. al, "Burst Mode Bandwidth Allocation for Real-Time Messages in IEEE 802.12 Networks," Kluwer Academic Publishers, 2001.



## 주 기 호

e-mail : ghjoo@pcu.ac.kr

1984년 고려대학교 전기공학과(학사)

1986년 고려대학교 대학원 전기공학과  
(공학석사)

1994년 Texas A&M University, Dept. of  
Electrical Engineering 졸업(Ph. D)

1995년~현재 배재대학교 정보통신공학과 부교수

관심분야 : 매체접근제어, 센서네트워크, 임베디드 네트워크  
시스템