

단일채널을 이용하는 컴퓨터 네트워크의 효율 해석

김 종 수

전기 및 전자공학과

(1983. 4. 30접수)

〈요 약〉

단일채널을 사용하는 근거리 컴퓨터 네트워크에서 채널까지 도달되는 데이터의 전달지연시간으로 인하여 송신된 데이터의 충돌이 발생할 경우 최고의 채널 효율을 얻기 위한 해석적 기법을 도입, 종래의 결과와 비교하였다.

Packet의 길이와 packet이 목적지까지 도달되는데 걸리는 지연시간 a 의 변화에 따른 영향을 해석한 결과, 종래의 값보다 향상된 결과를 얻었고, packet의 길이가 $2a$ 이상이면 효율에 큰 영향이 없음을 입증하였다.

Channel Performance Analysis for Local Computer Communication Networks

Jong Soo, Kim

Dept. of Electrical and Electronic Engineering

(Received April 30, 1983)

〈Abstract〉

In this paper, an analytical method for evaluating the maximum throughput is presented. Non-persistent protocol is applied and compared with that of Carrier Sense Multiple Acces Networks. We also consider the packet length and propagation delay problem effects on the throughput. From the analysis, we proved that the throughput equation is independent of packet length distribution, if the messages are at least as long as $2a$. (a is a propagation delay time)

I. 서 론

근래에 컴퓨터의 원활한 보급과 더불어 이들을 서로 연결함으로써 효율적인 운용을 얻을 수 있었다.

따라서 이들을 연결하는 컴퓨터 네트워크가 발전하게 되었고, 비교적 짧은 거리상에 밀집 분포되어 있는 컴퓨터나 마이크로컴퓨터를 연결시키는 근거리 컴퓨터 네트워크(Local Computer Network)가 개발되었다. 이는 불과 수 km 사이의 컴퓨터 통신

으로 packet의 전달 지연시간이 짧고 전송속도도 빠르며 (1Mbps 이상), error의 발생률도 적은 ($<1 \text{ error}/10^{12} \text{ bits} - 1 \text{ trillion characters}$) 장점을 갖고 있다. 이같은 Local Computer Network(LCN)은 몇가지 변수 및 기리분포를 제외하고는 global network과 유사하다. LCN의 특징은 터미널 및 컴퓨터등의 station들이 근거리에서 밀집분포되어 있으며, 텔레타이프라이터나 C.R.T같은 buffer가 없는 비동기식과 batch처리를 하는 동기식등 복합적으로 구성된 점이다.

이와같은 LCN은 일반적으로 그림 1과 같이 4가지

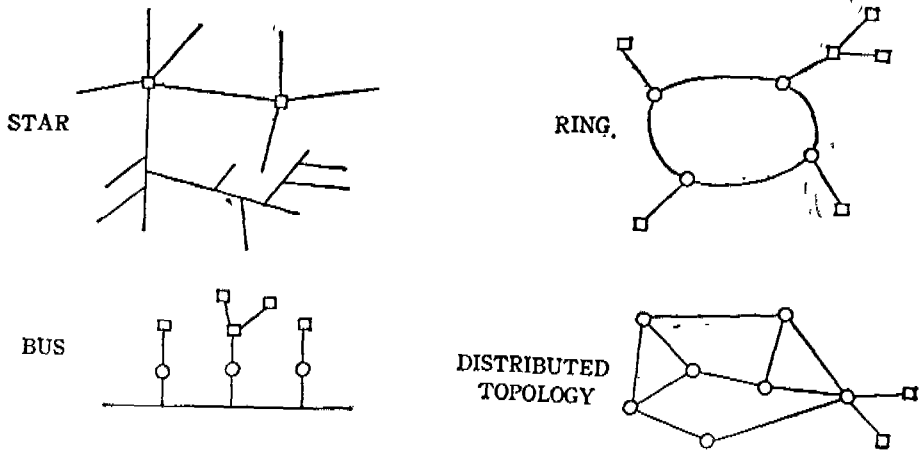


그림 1. Local computer network의 topology

종류로 대표될 수 있으나 본논문에서는 bus 구조를 갖는 LCN의 채널효율에 대하여 연구하였다. (1,4)

II. 조건 및 가정

LCN의 특징은 네트워크를 총괄하여 제어하는 컴퓨터가 별도로 없이 동일한 수준에서 연결함으로써 사용자의 증감에 따른 protocol의 수정이 불필요하다. 즉 최소한의 정보만을 구비하여 채널을 사용하는 이점이 있다. (6)

이러한 LCN을 이용하는 마이크로 컴퓨터의 수준에서 고려하여야 할 사항은 다음과 같다.

- 1) 송수신 속도변환(speed conversion)
- 2) 코드 변환(code conversion)
- 3) 수식확인(echoing)
- 4) 편집기능(data-forwarding condition)
- 5) 다른 터미날의 브로기능(device-specific support)

이상의 Interfacing 기능을 가지고 그림 2와 같은 회로로 구성된 터미날은 packet의 충돌이 발생할 경우 임의의 확률로 재송신을 수행하여 처리한다.

Kleinrock 과 Tobagi는 위와 같은 송신방법에 대하여 다음과 같은 3가지 protocol들을 제안 하였다. (1,4)

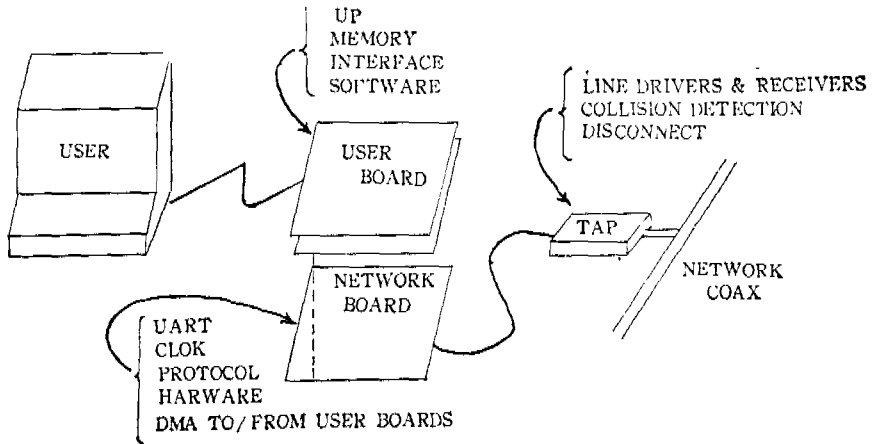


그림 2. 하드웨어의 구성

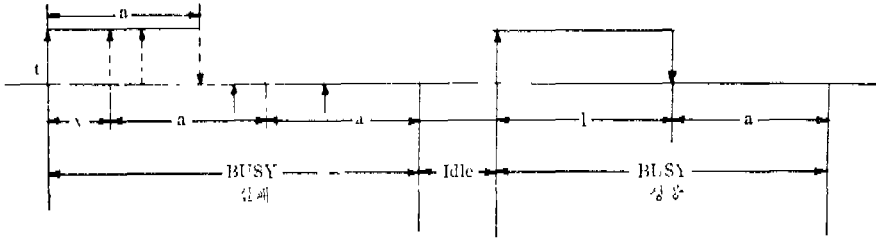


그림 3. 채널의 주기

- 1) Non-persistent: 채널의 상태를 파악하여 사용중(busy)이면 packet 을 후에 송신하기 위해 준비하고, 빈상태(idle)면 송신한다. 즉 packet 의 충돌이 발생하면 채널상태를 주기적으로 검사하여 송신이 없을 때까지 위의 algorithm 을 반복 수행한다
- 2) p-persistent: 채널이 빈상태면 확률 p 로 packet 을 송신하거나, 1-p 로 송신을 τ 시간만큼(end-to-end propagation delay time) 지연 시킨다
- 3) 1-p persistent: 2 항의 p 가 1인 경우에 해당된다.

이상의 3가지들 protocol 가운데 non-persistent 방법에 대하여 해석적으로 효율을 산출 비교하고자 한다. 이 non-persistent 방법은 다른 2 protocol 에 비해 효율면에서 이점을 갖고 있을 뿐만 아니라 확률계산에 한당되는 시간을 단축시킬 수 있다.

이때 모든 채널 사용자는 수신 또는 송신중 한상태에 존재하며 동시에 송수신을 수행하기는 못한다. Xerox 회사에서 개발한 Ethernet 는 송수신후에도 계속 채널 상태를 검사하여 충돌이 발생하면, 곧 송신을 중단하므로 불필요한 packet 송신시간을 단축하여 CSMA 방법보다 효율을 증가시킨다. (CSMA-CD)

이같은 특성을 갖는 CSMA-CD 의 특성은 해석하기 위하여 다음과 같은 조건을 가정한다.

- 1) 채널 사용자수가 무한대로 분포 되었다.
- 2) 채널에 도달되는 packet 의 분포는 Poisson 분포를 이룬다.
- 3) 한개의 packet 이 송신될 경우 error 가 없고 두개 이상의 packet 이 송신되면 아무런 수신이 이루어지지 못한다.
- 4) packet 의 전달 지연시간을 τ(end-to-end propagation delay time)

- 5) 채널의 상태를 파악하여 다음의 한 상태를 알

수 있다.

- a) 채널 사용이 없다. (idle state)
- b) 송신된 packet 이 수신 (one message, successful & busy)
- c) 송신된 packet 이 충돌, (two or more messages, unsuccessful & busy)
- 6) Packet 의 길이가 상수이고 전송하는데 T 의 시간이 소요된다.
- 7) 채널이 사용중이거나 충돌되어 지연된 packet 은 평균 $\bar{X} (> T)$ 만큼 지연시킨다.
- 8) 채널에 도달되는 packet 은 새로운 packet 뿐만 아니라 앞서 충돌된 packet 들로 구성되며 이들의 수효를 G 로 표시한다.
- 9) 발생된 packet 들은 서로 독립적이며, 지수적으로 분포되어 있다.
- 10) 시간 T 에 대하여 τ 와 \bar{X} 를 normalize 시켜 지자 $a = \tau/T$, $d = \bar{X}/T$ 로 표시한다.
- 11) 그림 3과 같이 한개의 사이클은 두개의 성분으로 구성되며, 가 구간은 독립적이다.

one cycle = busy (successful or unsuccessful) + idle

- 12) 사용중인 busy 구간의 평균을 \bar{B} , 빈상태인 idle 구간의 평균을 I, 아무런 충돌이 없이 채널이 사용되는 평균을 \bar{U} 로 표시한다.

본 논문에서는 이와 같은 가정 아래 packet 의 길이가 가변일 경우와 고정된 두가지 경우에 대하여 해석하며, packet 의 발생에서 수신까지 지연된 시간 D 에 대한 영향도 함께 고찰한다.

III. 해 석

그림 3에서, 채널을 빈상태로 검사하여 한개의 터미널에서 packet 이 발생되는 시각을 t 라 하면, t ~ t+a 사이에 발생된 다른 packet 들도 빈상태로

파악하여 송신될 것이다. 따라서 채널에 이층의 packet이 겹쳐 충돌이 발생한다. 만약 이 시간내에 다른 터미날이 packet을 송신하지 않는다면 처음에 발생된 packet은 성공적으로 수신될 것이다.

이와 같은 현상은 채널까지 도달되는 지연시간 τ 때문에 발생하는 문제이므로 이를 단축하여 해결하여야 한다.

$t \sim t+a$ 사이에 발생하는 처음 packet이 $t+y$ 라 하면, $t \sim t+y+a$ 에서 송신하기 시작한 packet에 의해서 충돌이 발생할 것이다. 따라서 채널은 $t+y+a+a$ 에서 완전히 빈상태가 될 것이며, 이는 packet 송신이 실패할 경우의 한 주기가 된다. 송신이 성공적으로 수행된다면 이때 소요되는 시간은 $1+a$ 가 된다. 채널이 빈상태인(idle period) 주기는 연속적인 송신사이의 시간간격으로 경한다.

따라서 앞의 부호와 가정은 사용하여 채널의 효율 S 를 구하면

$$S = \frac{U}{B+I} \quad (I = \frac{1}{G}) \quad (1)$$

한 주기내에서 채널의 평균 효율(channel utilization) U 는

$$U = (a \text{ 구간 내에서 packet이 도달되지 않은 확률}) \times \text{전달 시간} = e^{-ac} \cdot 1 = e^{-ac} \quad (2)$$

$$\begin{aligned} \bar{B} = & (\text{packet이 성공할 확률}) \times (\text{전달시간}) + \\ & (\text{packet이 실패할 확률}) \times (\text{실패시간}) = e^{-ac} \\ & (1+a) + (1-e^{-ac})(\bar{y}+2a) \end{aligned} \quad (3)$$

위의 가정과 조건하중에 의하여 처음 packet이 도달되는 시간 y 는

$$\begin{aligned} \bar{y} = & \int_0^a \frac{Ge^{-ay}}{1-e^{-ac}} y_0 dy_0 \\ \therefore & \frac{1}{1-e^{-ac}} \left[\frac{1}{G} (1-e^{-ac}) - ae^{-ac} \right] \end{aligned} \quad (4)$$

4식을 3식에 대입하면

$$\bar{B} = e^{-ac} + 2a - 2ae^{-ac} + \frac{1}{G}(1-e^{-ac}) \quad (5)$$

5식을 1식에 대입하면

$$S = \frac{Ge^{-ac}}{2 + e^{-ac}(G-1) + 2aG(1-e^{-ac})} \quad (6)$$

a 와 G 에 대한 변수로 효율 S 를 그리면 그림 4와 같다.

Slot 시스젠에서는, 시작점 t 에서 동기를 이루어 송신하므로 1개의 Slot 주기를 τ 라 하면 실패시간은 $2a$ 가 된다. 따라서 $\bar{y}+2a$ 대신에 $2a$ 의 실패시간을 대입하여 계산하면

$$S = \frac{Ge^{-ac}}{1 + Ge^{-ac}(1+a) - 2aG(1-e^{-ac})} \quad (7)$$

로 slot의 주기를 짧게 하므로, 불필요한 송신시간을 단축하여 unslot보다 높은 효율을 얻을 수 있다.

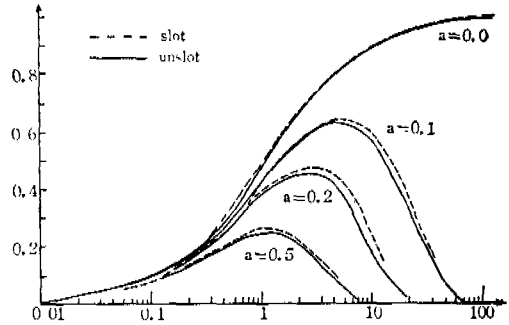


그림 4. Slot과 unslot의 효율곡선

다음 packet의 길이가 가변이고 지수적으로 분포 되었을 경우에 대하여 해석하기 위하여 추가의 가정을 하자.

13) Packet의 길이는 최저 $2a$ 이상이며 평균길이를 \bar{m} 라 하면

$$\bar{m} = 2a + \frac{1}{\mu} \text{로 표시한다.}$$

앞의 이론을 적용하면

$$U = e^{-ac} \left(2a + \frac{1}{\mu} \right)$$

$$I = \frac{1}{G}$$

$$\bar{B} = e^{-ac} \left(\frac{1}{\mu} + \frac{1}{G} \right) + \frac{1}{G} + 2a \quad (8)$$

8식을 1식에 대입하면

$$S = \frac{\left(\frac{1}{\mu} + 2a \right) e^{-ac}}{\left(\frac{1}{\mu} + \frac{1}{G} \right) e^{-ac} + \frac{1}{G} + 2a} \quad (9)$$

만일, packet의 길이 \bar{m} 가 1이라면

$$\left(2a + \frac{1}{\mu} = 1 \right)$$

$$S = \frac{Ge^{-ac}}{2 + e^{-ac}(G-1) + 2aG(1-e^{-ac})} \quad (10)$$

로 6식과 동일한 결과를 얻을 수 있다. 그러므로 packet의 길이가 최저 $2a$ 이상이면 효율은 packet의 길이에 무관하다. a 가 감소하여 $a=0$ 인 경우, 6식 S 는

$$\lim_{a \rightarrow 0} S = \frac{G}{1+G}$$

이므로 G 가 무한대로 많은 경우 효율 S 는 1로 완전히 이용된다. 이는 가정 1에서 사용자가 무한대로 많다는 것을 뒷받침하는 것이다.

이제 packet이 발생되어 수신될 때까지의 평균 지연시간 D 에 대한 영향을 고려하기 위해 R 을 연속적인 두개의 송신사이의 평균 지연시간이라 하면

$$R = \bar{y} + 2a + d \quad (\text{packet이 전달될 경우})$$

$$= d \quad (\text{packet이 차단될 경우})$$

이 된다. (4)

P_s 를 채널이 사용중이므로 packet이 차단될 확률이라 하면

$$1 - P_s = \frac{a + \frac{1}{G}}{\frac{1}{G} + (\bar{y} + 2a)} = \frac{1 + aG}{1 + G(\bar{y} + 2a)} \quad (11)$$

로, 실제 전달되는 packet의 수 H 는

$$H = G(1 - P_s) \quad (12)$$

$\frac{H}{S} - 1$ 은 한 packet이 실제로 재송신되는 평균 수를 표시하므로

$$D = \left(\frac{H}{S} - 1\right)(\bar{y} + 2a + d) + \left(\frac{G - H}{S}\right)d + 1 + a \quad (13)$$

여기서 $\frac{G}{S}$ 는 앞의 가정에 근거하여 구한 6식으로 주어지나, d 를 무한대로 길게 할 수는 없다. 한편 d 가 커질수록 서로의 충돌이 증가하여 채널에 도달되는 packet의 양이 많아져서 D 가 길어지며, $G = G(S, d)$ 의 함수가 되어 S 에 대하여 최소의 지연을 시키는 d 값을 간단히 계산할 수가 없다.

Slot의 경우 선형제한모델(linear feedback mo-

del)을 이용하여 해석한다. (2)

M 개로 구성된 터미널은 think 상태와 backlog의 2가지 상태중 1상태에 존재한다. Think 상태에서 터미널은 그 slot에 P_s 의 확률로 packet을 발생하고 backlog 상태에서는 packet을 발생하지 못한다. Backlog 상태에 있는 터미널은 확률 P_i 로 현재의 slot에서 채널상태를 검사한다. 여기서 M 과 P_s 및 P_i 는 시간에 무관한 값으로 가정한다. Idle 주기의 첫째 slot을 embeded slot이라 하고 다음 idle의 embeded slot사이를 그 사이클로 정하면 그 사이클의 주기는 $I + T + 1$ 이 되며, idle 상태 중의 $te \sim te + I - 2$ 에서는 think 터미널이 없으므로 $N^{te} = N^{te+1}$, $te + I - 1$ slot에서 적어도 한개이상의 터미널이 packet을 송신한다. $N^{te+I-1} = i$ 라 하면, 송신할 준비 상태를 갖추는 터미널의 확률은

$$Pr[\text{ready terminal}/N^{te+I-1} = i] = 1 - (1 - P_s)^i (1 - P_s)^{M-i} \quad (14)$$

P 확률을 연속적인 embeded slot의 transition matrix라 하고, R 을 $te + I - 1$ 과 $te + I$ 사이의 transition matrix, Q 를 사용중인 slot의 transition matrix라 하면,

$$R = S + F \text{로 } S_{ik} = P_s [N^{te+I} = k] = K \text{ 및 송신성공}/N^{te+I-1} = i]$$

$$F_{ik} = P_i [N^{te+I} = k \text{ 및 송신실패}/N^{te+I-1} = i]$$

Packet의 충돌이 발생하여 송신이 실패할 경우 이때의 시간이 $1 + r$ 라 하면

$$P = SQ^{I+J} + FQ^{I+r} \quad (15)$$

여기서 S, Q, F 및 J 는,

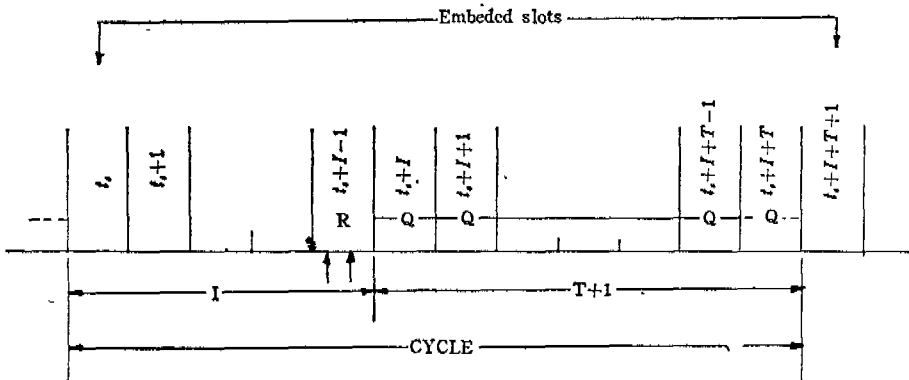


그림 5. Slot의 분포

$$S_{,K} \begin{cases} 0, & K < i \\ \frac{(1-P_g)^{M-i} [iP_i(1-P_i)^{i-1}]}{1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}}, & K=i \\ \frac{(M-i)P_g(1-P_g)^{M-i}(1-P_i)^i}{1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}}, & K=i+1 \\ 0, & K > i+1 \end{cases}$$

$$F_{,K} \begin{cases} 0, & K < i \\ \frac{(1-P_g)^{M-i} [1-(1-P_i)^i - iP_i(1-P_i)^{i-1}]}{1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}}, & k=1 \\ \frac{(M-i)P_g(1-P_g)^{M-i-1} [1-(1-P_i)^i]}{1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}}, & k=i+1 \\ \frac{\binom{M-i}{k-i} (1-P_g)^{M-k} P_g^{k-i}}{1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}}, & k > i+1 \end{cases}$$

$te[te+I-1, te+I+T]$ 에서 transition matrix $Q=q_{,k}$ 는 $q_{,k}=P_g \{N^i=K/N^{i-1}=i\}$

$i=1, 2, \dots$ 에 대해, $K > M$ 이면 $\binom{M}{K}=0$,

$$q_{,ik} \begin{cases} 0, & K < i \\ \binom{M-i}{K-i} (1-P_g)^{M-k} P_g^{k-i}, & K \geq i \end{cases}$$

J 는 성공적인 송신은 backlog을 1씩 감소시킴으로 (i, K) 번째 원소는

$$j_{,ik} = \begin{cases} 1, & K=i-1 \\ 0, & \text{이외에서는} \end{cases}$$

$\pi=[\pi_0, \pi_1, \dots, \pi_M]$ 이 embeded 점에서 확률분포를 이룬다고 하면, $\pi=\pi P$ 로 해를 구할 수 있다. P_g 는 성공확률로 송신주기에 송신초에 따라 변화하므로 $N^i=i$ 주어지면

$$P_g(i) = [(M-i)P_g(1-P_g)^{M-i-1}(1-P_i)^i + iP_i(1-P_i)^{i-1}(1-P_g)^{M-i}] / [1-(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}]$$

로 주어진다.

$(1-P_i)^i(1-P_g)^{M-i}$ 를 δ_i 로 표시하면 $1/(1-\delta_i)$ 는 $N^i=i$ 에서 평균 idle 주기를 표시한다.

따라서 평균 채널의 효율 S 는

$$S = \frac{\sum_{i=0}^M \pi_i P_g(i) T}{\sum_{i=0}^M \pi_i \left[\frac{1}{1-\delta_i} + 1 + P_g(i) T + [1-P_g(i)] \tau \right]} \quad (16)$$

$A(i)$ 를 $N^i=i$ 에서 busy 동안 전체 slot의 backlog의 함이라 하면

$$A(i) = \sum_{i=0}^T \sum_{j=i}^M j [SQ^i]_{,i} + \sum_{i=0}^T \sum_{j=i}^M j [FQ^i]_{,i}$$

평균 사이클 주기에 대해 한 사이클 내의 전체

slot에 걸친 backlog의 기대치의 비로 평균 채널의 backlog을 구할 수 있다.

이의 평균치 N 는,

$$N = \frac{\sum_{i=0}^M \pi_i \left[\frac{i}{1-\delta_i} + A(i) \right]}{\sum_{i=0}^M \pi_i \left[\frac{1}{1-\delta_i} + 1 + P_g(i) \tau + [1-P_g(i)] \tau \right]} \quad (17)$$

결국 평균 packet의 지연 D 는, $D=N/S$ 로 앞의 해석과 유사한 결과를 얻는다. (2)

Ⅶ. 결 론

본 논문에서는 Kleinrock과 Tobagi의 해석방법에 근거하여 CSMA-CD의 non-persistent protocol에 대한 효율을 해석하였다. packet의 길이가 가변 및 고정된 두가지 경우에 대해 고려하고, 지연시간 D 에 대한 영향도 포함하였다.

채널까지 도달되는 지연시간 τ 로, 채널의 상태를 idle 상태로 잘못 검사하여 송신할 경우 packet의 충돌이 발생한다.

이와 같은 경우 첫번째 송신하는 시간을 y 라 하고 이를 조건확률 분포함수에 의하여 계산하였다. 이결과 $\alpha=0.1$, $G=5$ 에서 Kleinrock과 Tobagi[1]의 해석법보다 unslot의 경우 17%, slot의 경우 3% 정도의 효율이 높음을 알 수 있다.

Packet의 길이가 $2a$ 이상이면 효율이 이의 길이에 큰 영향을 받지 않음을 입증하였다. 또한 G 가 적은 영역에서는 α 에 따른 효율에 큰 변화가 없다.

지연시간 D 에 대한 영향에서는 자 터미널의 backlog된 packet을 적은 값의 확률 P_g 로 검사하여 채널의 효율을 높일 수 있다. 즉 터미널이 현재의 slot에서 채널상태를 파악하는 수를 표시한다.

Branch가 적은 구조를 이루는 네트워크에서, 전달지연시간 τ 가 적은 경우에 CSMA-CD 방식보다 SDAM(shortest-delay access method)가 효과적이다. 이는 채널을 사용하는 터미널수에 영향을 받지 않고 CSMA-CD의 장점을 이용할 수 있다. (3)

참 고 문 헌

- (1) F. A. Tobagi and V. B. Hunt, "Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection," Computer Netwo-

- rks, Vol.4. 1980, pp.245-259.
- (2) F. A. Tobagi and L. Kleinrock, "Packet Switching in Radio Channels: Part IV-Stability Considerations and Dynamic Control in Carrier Sense Multiple Access," IEEE Trans. Commun. Vol. COM-25, pp.1103-1120, Oct. 1977.
- (3) Liang LI, Herman D. HUGHES and Lewis H. GREENBERG. "Performance Analysis of a Shortest-Delay Protocol," Computer Networks, vol. 6. pp.189-200, 1982.
- (4) L. Kleinrock and F. A. Tobagi, "Packet Switching in Radio Channels: Part I-Carrier Sense Multiple Access Modes and their Throughput-Delay Characteristics," IEEE Trans. Commun. vol. COM-23, pp.1400-1416, Dec. 1975.
- (5) J. M. McQuillan, "Local Network Architectures," Computer Design. pp.18-26. May 1979.
- (6) R. J. Carpenter and Joseph Sokol, Jr. "Serving Users with a Local Area Network," Computer Networks vol.4, pp.209-214. 1980.