

ISDN을 위한 최적 데이터 링크 흐름 제어에 관한 연구

김 동 연 신 우 철 박 민 용 이 상 배
연 세 대 학 교 전 자 공 학 과

A Study on The Optimal Data Link Window Flow Control for ISDN

Kim, Dong Yon Shin, Woo Cheol Park, Mignon Lee, Sang Bae
Dept. of Electronic Eng., Yonsei University

ABSTRACT

The design of flow control protocols for integrated networks with complete voice traffic on the data link level is investigated. The class of admissible flow control policies analyzed maximized the average data link throughput subject to an average system time delay constraints a finite intervals (0,s]. In particular, it is shown that the optimum control law is bang-bang (window flow mechanism). The window size L can be analytically derived from maximum tolerated time delay T, the input arrival C of the queue using system, the duration of the time interval S, the initial number of packets in the queue.

1. 서 론

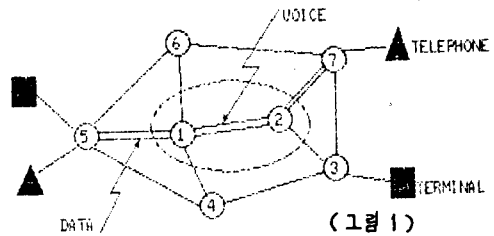
컴퓨터 통신망에서 정적 흐름제어(static flow control)는 네트워크의 평균 traffic의 통계적 정보를 바탕으로 설계되고 있다. 그러나 링크나 노드의 고장, 데이터 traffic의 급격한 변화는 네트워크내에서 traffic 특성이 nonstationary behavior(transient behavior)를 갖게된다. 따라서 동적 흐름제어 방법이 필요하다.

본 연구에서는 완전한 음성 traffic 통계를 갖는 중앙 통신망에서 평균 시스템 시간지연이 최대 허용 시간지연 T를 초과하지 않는 조건하에서 평균 throughput를 최대토 하는 최적 데이터 링크 흐름제어 프로토콜(optimum data link flow control protocol)를 제안 하고자 한다.

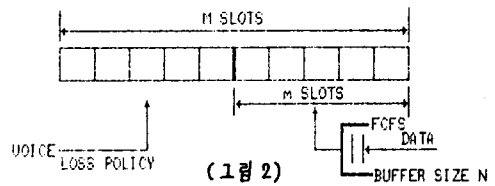
제안된 최적 데이터 링크 흐름제어는 bang-bang 제어이고 Window 흐름제어 구조를 갖고 있다.

2. 매디어 액세스 프로토콜

최적 흐름제어를 위한 ISDN은 현존하는 전화망(telephone network)에 패킷 교환 방식을 도입한다는 가정하에 모델한 것이다 (그림1).



네트워크의 각 노드에서 용량할당은 movable boundary를 갖는 동기화 시분할 방식 (synchronous TDM)에 의해 두 종류의 traffic, 즉 음성과 데이터는 동적으로 TDM 프레임(frame)을 공유한다. 한 프레임은 M개의 채널(time slot)로 구성되고, 구조는 그림 2와 같다.



각 형태의 traffic에 슬롯 할당은 링크 용량의 B bps의 할당과 같다고 가정한다. 음성 traffic은 M-m개 채널에 할당되고, 새로이 도착하는 traffic은 블록킹(blocking)된다. 이때 블록킹 확률은 Erlang B formula로 주어진다[6].

$$B(\rho, M-m) = \frac{\rho^{M-m}}{(M-m)! \sum_{j=0}^{M-m} \frac{\rho^j}{j!}} \quad (2.1)$$

음성 traffic에 할당된 최대 슬롯 수(M-m)는 제한 조건 $B(\rho, M-m) \leq \beta$ 를 만족하도록 할당된다.

m개 채널은 항상 데이터의 traffic에 할당

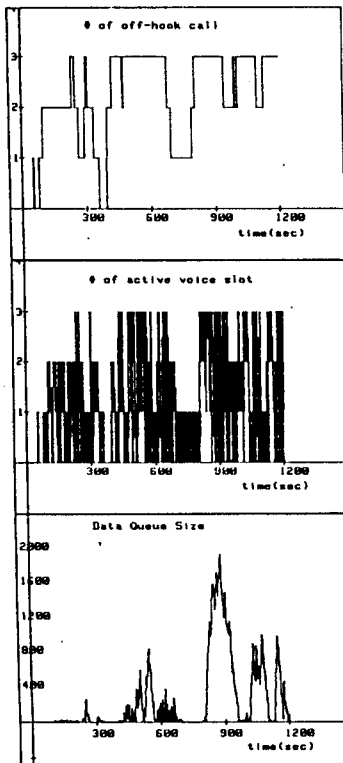
되고 자원 할당의 효율을 향상시키기 위하여 데이터 traffic 은 빈 음성 슬롯과 off-hook call의 silent 기간 동안 음성 traffic에 할당된 슬롯을 사용할 수 있다. 음성 메시지의 실시간(real time)전송을 위해 음성 traffic에 대하여 preemptive priority 를 준다.

시간 t 에서 노트에 존재하는 active음성 슬롯과 데이터 패킷 수를 각각 X, Q 라 하면 데이터 통신량에 할당된 전채용량은 다음과 같다.

$$\mu_t = b(M - X_t) \quad (2.2)$$

데이터 패킷 흐름에 대한 큐잉 네트워크는 일련의 랜덤 지수 서버 (random exponential server) 로 구성된다. 이러한 네트워크는 transient behavior 특성을 갖게된다[2][6]. 따라서 네트워크 통신량의 실시간 통계에 대한 최적제어를 위하여 유한 시구간 내에서 네트워크의 통신량 제어를 고려해야 한다.

네트워크의 transient behavior와, 성능 저하 동적 데이터 링크 흐름제어의 필요성을 보이기 위하여 ISDN 노트를 다음과 같이 시뮬레이션 하였다.



(1림3)

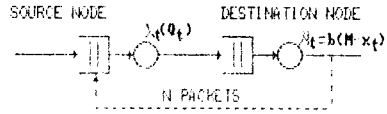
(1림4)

(1림5)

M=4, b=64kbps, m=1, voice arr.rate:2call/min
voice ser.(holding)time:3mins, talkspurt period : 1.23 sec, silent period: 1.79sec
data arr.rate : 160packets/sec

3. 데이터 링크 흐름제어

그림 6 은 그림 1의 인접 송수신 노트에서 두 개의 큐(queue)로 구성되는 closed큐잉 시스템 모델을 나타낸다. 이 모델에서 송신 노트는 제어기(controller)를 나타내고 전송비율 $\lambda_t(Q_t)$ 는 제어량을 나타낸다.



(1림 6)

버퍼(buffer)크기를 N 개로 가정하면 큐잉 시스템에서는 N 개의 패킷이 존재한다 [2]. 데이터 패킷의 transient behavior 는 유한 시구간 (0,s] 내 최적 기준하에서 송신 큐에 의해 수신 큐를 제어할 필요가 있음을 의미한다.

본 연구에서 채택한 기준은 최대 시간 지연과 최대 로드(load)를 설정하여 throughput를 최대로 하는 것이다. 흐름제어를 위해 필요한 통계적 정보를 얻기위한 방법[5] 중 complete observation 경우는 centralized network 에서 이용된다. 본 연구에서는 수신 노트에서의 active음성 슬롯수에 대한 정보를 얻는 방법으로 complete observation 를 이용한다.

데이터 링크 흐름제어 프로토콜에 대한 일반적인 최적화 문제를 설정하기 위하여 다음을 정의한다.

데이터 패킷 수 ; Q, active voice slot 수 ; X
확률 공간 (Ω, F, P) 에서 (Q, X)=(Q, X, F), 0<t<s, 라 정의하고 A=(A, F), D=(D, F), 0<t<s, 를 각각 그림 7의 수신 노트와 연관된 arrival, departure process라 하자. 그러면 다음을 얻을 수 있다.

$$Q_t = Q_0 + A - D \quad (3-1)$$

여기서 Q₀는 수신 노트에서 초기 패킷 수 이다.

모든 t, 0<t<s, 에 대하여

$(Q_t - \int_0^t \mu_u 1(Q_u > 0) du, F_t)$ 는 martingale 이므로 구간 (0,s]에서 평균 departure 수는 다음과 같다.

$$E[D_s] = E\left[\int_0^s \mu_u 1(Q_u > 0) du\right] \quad (3-2)$$

따라서 단위 시간당수신 큐를 떠난 평균 패킷 수는 식 (3-2)로 주어진다.

$$E = E[D_s]/s = E\left[\int_0^s \mu_u 1(Q_u > 0) du\right]/s \quad (3-3)$$

시구간 (0,s)동안 수신 큐에도착한 패킷이 소

비하는 전체 시간지연은

$$\int_0^S Q_u du$$

따 할때 서어비스 받는 패킷 수는 D_s 이므로 departure 시스템 시간지연 T_s 는 다음과 같다.

$$T_s = \frac{\int_0^S Q_u du}{E[D_s]} \quad (3.4)$$

Lemma 2.1

제어량 $\lambda = (\lambda t(Q_t), F_t)$, $0 < t \leq s$, 는 다음 조건하에서

$E[\int_0^S \mu_u 1(Q_u > 0) du]$ 의 최대치를 얻으면 최적이다

- 조건: 1. $0 \leq \lambda t \leq c$
 2. $E[\int_0^S Q_u du] - TE[\int_0^S \mu_u 1(Q_u > 0) du] < 0$

4. 최적 데이터 링크 흐름제어 프로토콜

하나의 프레임을 멀티플렉싱하는 시 구간을 제어 시구간으로 선택하면 시 구간 $(is, (i+1)s)$ 동안 active 음성 슬롯 수가 고정되므로 수신 노드에서 패킷 교환 통신량에 할당된 전체 링크 용량은 다음과 같다.

$$t = b(M - X_0) = \mu, \quad 0 < t \leq s$$

따라서 식 (3.3)은 다음과 같다.

$$EY_s = \mu - \frac{\mu}{S} \int_0^S p_k(u) du \quad (4.1)$$

여기서 $p_k(t)$, $0 \leq k < N$, 는 수신 큐가 시간 t 에서, $0 < t \leq s$, 에서 시스템이 k 개의 패킷을 가질 확률이다. 평균 departure 시간지연은 다음과 같다

$$EY_s = \frac{\sum_{k=0}^N k \int_0^S p_k(u) du}{\mu \sum_{k=0}^N \int_0^S p_k(u) du} \quad (4.2)$$

$(N+1) \times 1$ 확률 행렬 $P(t) = [p_k(t)]$ 는 선형 미방 (Campman-kolmogorove) 를 만족한다.

$$\dot{P}(t) = A(\lambda)P(t)$$

여기서 $A(\lambda) = [a_{ij}]$ 는 다음과 같은 원소를 갖는 $(N+1) \times (N+1)$ 행렬이다.

$$\begin{aligned} a_{00} &= \lambda t(0, X_0), & a_{ii} &= -\mu - \lambda t(i, X_0), \quad 1 \leq i \leq N \\ a_{i,i-1} &= -\mu & a_{i,i-1} &= \lambda t(i-1, X_0), \quad 1 \leq i \leq N \\ a_{ij} &= 0 \quad |i-j| \geq 2 & a_{i,i+1} &= \mu, \quad 1 \leq i < N \end{aligned}$$

또한 평균 departure 시스템 시간지연 제역은 다음과 같다.

$$\int_0^S G^T P(u) du \leq 0$$

$$G = [g_k] \quad (N+1) \times 1, \quad g = \begin{cases} 0 & K=0 \\ K-MT & 0 < K \leq N \end{cases} \quad (4.3)$$

식 (4.1)로 부터 throughput 를 최대토 하기위한 필요 충분 조건은

$$\int_0^S p_k(u) du$$

를 최소토 하는 것이다.

따라서 Complete Observation 경우 다음과 같이 요약할 수있다.

** Proposition 4.1 **

모든 t 에 대하여 ($0 < t \leq s$) 다음 조건을 만족하고 $\int_0^S B P(u) du$ 의 최소치를 얻으면 제어량

$\lambda = [\lambda t(Q_t, X_0), F_t]$ 는 최적 제어이다.

- i) $\dot{P}(t) = A(\lambda) P(t) \quad P(0) = P_0$
 - ii) $\int_0^S p(u) du < 0$
 - iii) $0 \leq \lambda t(Q_t, X_0) \leq c$
- 여기서 $B = [1, 0, 0 \dots]$ 인 $1 \times (N+1)$ 행렬

Proposition 4.1 의 해를 구하기 위하여 최적 제어에 대한 Pontryagin's의 필요 조건을 고려하면 시스템에 대한 Hamiltonian 은 다음과 같다 [3].

$$H [P(t), \lambda(t), \alpha(t)] = B P(t) + \alpha^T(t) A(\lambda) P(t)$$

여기서 $\alpha(t) = [\alpha_0(t), \alpha_1(t), \dots, \alpha_N(t)]$ 는 Lagrange multiplier 이다. 또한, 최적 제어는 다음 방정식을 만족한다.

$$\dot{P}(t) = \frac{\partial H}{\partial \alpha} = A(\lambda) P(t), \quad P(0) = P_0$$

$$\dot{\alpha}(t) = - \frac{\partial H}{\partial P} = - A^T(\lambda) \alpha(t) - B^T \alpha(s) = 0$$

최적 제어 $\lambda^* = (\lambda^* t^*(Q_t, X_0), 0 \leq Q_t < N)$, 에 대하여 Hamiltonian 은 global 또는 absolute 최소이고 모든 k 에 대하여 $p_k(t) > 0$ 이므로 모든 $\lambda = [0, c]$ 에 대하여 다음을 만족한다.

$$[\lambda_k^* t(k, X) - \lambda t(k, X_0)] [\alpha_{k+1}^*(t) - \alpha_k^*(t)] < 0 \quad (4.4)$$

부동식 (4.4)는 다음 조건하에서 항상 만족한다

$$\lambda^*_k(t) = \begin{cases} c & \alpha_{k+1}^*(t) - \alpha_k^*(t) < 0 \\ \text{부정} & \alpha_{k+1}^*(t) - \alpha_k^*(t) = 0 \\ 0 & \alpha_{k+1}^*(t) - \alpha_k^*(t) > 0 \end{cases}$$

따라서 최적 제어량 $\lambda^*t(k, X_0)$ 는 유일하게 존재하고 bang-bang 제어 형태이다.

L 개 패킷을 가진 시스템내에서 최대 평균 departure 시간지연을 Tmax 로 나타내자. 최대 허용 시간지연이 다음 조건을 만족할 경우 L(window size)을 선택하자.

$$\frac{(L-1)}{T_{max}} < T \leq \frac{L}{T_{max}}$$

최적 제어를 얻기위해

i) $E T_s = \frac{(L-1)}{T_{max}}$ 인 경우,

$$\lambda^*t(Q_t, X_0) = \begin{cases} c & 0 \leq Q_t \leq L-2 \\ 0 & L-1 \leq Q_t < N \end{cases} \quad (4.5)$$

ii) $E T_s = \frac{L}{T_{max}}$ 인 경우,

$$\lambda^*t(Q_t, X_0) = \begin{cases} c & 0 \leq Q_t \leq L-1 \\ 0 & L \leq Q_t < N \end{cases} \quad (4.6)$$

식 (4.5), (4.6)으로 부터 다음을 얻을 수있다.

$$\lambda^*t(Q_t, X) = \begin{cases} c & 0 \leq Q_t \leq L-2 \\ \lambda_{L-1} & Q_t = L-1 \\ 0 & L \leq Q_t < N \end{cases}$$

여기서 $0 < \lambda_{L-1} \leq c$ 는 시스템 시간지연 제한에 의해 결정된다. 따라서 최적제어는 시변 window 크기를 갖는 window 흐름제어 구조이다.

모든 k 와 t, $0 \leq k < L, 0 < t \leq s$, 에 대하여 $p(t) = c$ 가 주어지면 $p(t)$ 에 대한 표현이 가능 하므로 $\frac{(L)}{T_{max}}$ 의 정확한 값을 얻을 수있다[7]. 그러므로 i 번째 프레임에 있어서 window 크기 L은 최대 허용 시간지연 T, 데이터 최대 도착율 c, active 음성 슬롯 수 X, 프레임 초기상태 Q 에 따라 결정할 수있다

5. 결 론

본 연구에서는 ISDN 데이터 링크 흐름제어에 있어서 시스템의 throughput를 최대로 하기위한 최적제어 방법을 제안했고, 이것은 프레임에서 프레임으로 음성 통신량이 동적인 성질을 반영하는 어댑티브(adaptive) window 흐름제어를 사용하는 것이다. 즉 프레임마다 window 크기가

변하도록 한다.

ISDN의 데이터 흐름에 대한 프로포절을 동적인 방법을 사용하였으나 정확한 해석을 하기위해서는 많은 해석적 복잡성이 따른다.

최적 데이터 링크 흐름제어의해가 bang-bang 제어임을 증명하기 위하여 Pon-tryagin 의 최소 원리를 이용했다.

참 고 문 헌

1. Bremaud, P., Point Process and Queues; Martingale Dynamics, Springer-Verlag, New York, 1981.
2. Ephremides, A., et al., "A Simple Dynamics Routing Problem", IEEE Trans. on Auto. Con., Vol. AC-25 No. 4, Aug. 1980.
3. Kirk, D., Optimal Control Theory an Introduction, Prentice-Hill, Englewood Cliffs, 1970.
4. A.A. Lazer, "The throughput-time delay function of an M/M/1 queue", IEEE Trans. Inform. Theory, Vol. IT-29, Nov. 1983.
5. F. Valki, et al., "Flow Control Protocols for Integrated Networks with partially Observed Voice Traffic", IEEE Trans. Auto. Con., Vol AC-32, No. 1, Jan 1987.
6. C. J. Weinstein, et al., "Data Traffic Performance of an Integrated Circuit and Packet-Switched Multiplexed Structure", IEEE Trans. on Comm. Vol. COM-28, No. 6, Jun 1980, 813-877.
7. Stem, T. E., "Approximation of Queue Dynamics and Their Application to Adaptive Routing in Computer Communication Networks", IEEE Trans. on Com., Vol COM-29 No. 9, Sept. 1979.