

다중클래스 통신망을 위한 동적 과금 기반의 호수락 제어 알고리즘

준회원 공성용*, 종신회원 이장원**

Dynamic Price-Based Call Admission Control Algorithm for Multi-Class Communication Networks

Seong-lyong Gong* Associate Member, Jang-Won Lee** Lifelong Member

요 약

본 논문에서는 다중클래스 통신망을 위한 새로운 과금 (pricing) 기반의 호수락 제어 (call admission control) 알고리즘 제안한다. 본 알고리즘에서는 통신망에 새롭게 호가 도착하게 되면, 요청 회선의 수와 필요로 하는 최소 시간을 통신망에 알려준다. 통신망은 기대 수익 (expected revenue)을 최대화하는 최적의 과금을 계산하여 호에 제안한다. 이때, 최적 과금은 도착한 호의 정보와 현재 그리고 미래에 추정되는 호 예약시간 동안의 망내 정체 (congestion) 정도를 기반으로 동적으로 조정된다. 호가 제안된 과금을 수락하면 호는 연결이 되고 그렇지 않으면 연결이 되지 않는다. 본 논문에서는 제안된 동적 과금 기반 호수락 제어 알고리즘의 성능을 Courcoubetis와 Reiman[1] 그리고 Paschalidis와 Tsitsiklis [2]의 정적 과금 기반 호수락 제어 알고리즘의 성능과 비교한다. 비록 두 알고리즘은 거의 같은 수익 결과를 보이지만, 동적 알고리즘이 정적 알고리즘에 비해 더 높은 호 수락율과 각 호에 낮은 과금을 제안하는 측면에서 더 뛰어난 성능을 나타냄을 보인다. 이는 경쟁 상황에서 정적 가격 알고리즘에 비해 동적 가격 알고리즘이 더 많은 사용자를 끌어들이어 수익을 더 낼 수 있음을 의미하며 더 나아가 접속 요금에 과금이 고려된다면, 동적 과금 호수락 제어 알고리즘이 더 많은 수익을 낼 수 있음을 보인다.

Key Words : Pricing, Call admission control, Reservation, Multi-class communication networks

ABSTRACT

In this paper, we propose a new price-based call admission control algorithm for multi-class communication networks. When a call arrives at the network, it informs the network of the number of requested circuits and the minimum amount of time that it will require. The network provides the optimal price for the arrived call with which it tries to maximize its expected revenue. The optimal price is dynamically adjusted based on the information of the arrived call, and the present and the estimated future congestion level of the network during the reservation time of the call. If the call accepts the price, it is admitted. Otherwise, it is rejected. We compare the performance of our dynamic pricing algorithm with that of the static pricing algorithm by Courcoubetis and Reiman [1], and Paschalidis and Tsitsiklis [2]. By the comparison, we show that our dynamic pricing algorithm has better performance aspects such as higher call admission ratio and lower price than the static pricing algorithm, although these two algorithms result in almost the same revenue as shown in [2]. This implies that, in the competitive situation, the dynamic pricing algorithm can attract more users than the static pricing algorithm, generating more revenue. Moreover, we show that if a certain fixed connection fee is introduced to the price for a call, our dynamic pricing algorithm yields more revenue.

* 연세대학교 전기전자공학과 통신망 연구실 (slgong@yonsei.ac.kr), ** 연세대학교 전기전자공학과 통신망 연구실 (jangwon@yonsei.ac.kr)
논문번호 : KICS2008-03-123, 접수일자 : 2008년 3월 10일, 최종논문접수일자 : 2008년 8월 6일

I. 서 론

대부분의 백본망은 정부나 공공기관에 의해 운영되기 때문에 통신망의 자원은 공공재로 인식이 되어 왔다. 그러므로 통신망에 있어서 revenue 극대화나 social welfare 극대화와 같은 경제적 효율은 그리 중요한 문제가 아니었다. 따라서 통신망의 제어에 대한 대부분의 연구는 링크이용률 증대나 호 블로킹 (call blocking) 감소와 같은 고성능 효율의 달성에 초점을 맞추었다. 그러나 통신망 환경의 변화와 수요의 증가와 경쟁으로 말미암아 효율적인 과금이 필요하게 되었다. 이는 각 서비스 요구와 통신망의 상태에 따른 차등적인 동적 과금 (pricing)에 의하여 효율적으로 이루어 질 수가 있다.

과금 결정에 대한 최근의 연구는 두 가지의 분야 분류할 수 있다. 그 중 하나는 현재 인터넷 서비스와 같은 탄력적인 서비스 (elastic service)에 대한 과금의 결정이다^{[3],[7]}. 이러한 서비스들에 대해 할당되는 자원의 양은 사용자의 요구와 지불 의향치 (willingness to pay)에 따라 조절되고, 망에서 QoS 요구는 보장되지 못한다. 또 다른 분야는 회선 교환 서비스와 같은 QoS 보장 서비스에 대한 과금의 결정이다^{[1],[2],[8]}. 비록 현재 인터넷이 QoS 보장 서비스를 제공하지는 않지만, 모든 종류의 애플리케이션을 지원하도록 요구받기 때문에 이런 서비스들에 대해 활발히 논의되고 있다. 따라서 본 논문에서는 QoS 보장 서비스를 고려할 것이다.

회선 교환 서비스에 대해서는, Semret과 Lazar는 현물과 파생시장의 (spot and derivative market) 메커니즘을 이용한 호수락 제어 알고리즘을 제시했다^[8]. 이 알고리즘에서 호 수락과 호에 대한 시장 가격은 현재 도착한 여러 호 가운데 second price auction에 의해 결정된다. 호가 수락되었을 때에는 계속해서 현 시가 (instantaneous market price)에 대한 과금을 적용되고, 만약 현재의 과금이 호가 (bid price)를 넘어서면 호는 끊어진다. 연결이 지속 시간 중에 끊어지는 것을 방지하기위해, 사용자는 호가가 시가에 미치지 못하는 경우에 호가를 지불하면서도 일정 시간동안은 연결될 수 있는 권리를 부여하는 예약 옵션을 살 수 있다. 예약 요금은 European 타입의 Black과 Scholes call option을 이용하여 계산된다.

Courcoubetis와 Reiman은 다중클래스의 호에 대한 단일 경로 손실 (single link loss) 시스템에서의 과금 결정 알고리즘을 제안했다^[1]. 사용자의 수요

합수 모형을 과금에 대한 함수로 정의를 하고, 따라서 과금을 조정함으로써 호의 도착율에 해당하는 서비스의 수요를 제어할 수 있다. 이 논문에서는 수요 함수 측면에서 두 가지 경제 모형을 공식화했는데 하나는 revenue 극대화이고 나머지 하나는 social welfare 극대화이다. 그들은 최적 가격을 찾기 위해 통신망 상태에 대한 stationary distribution를 이용하였으며 동일 클래스 내에서는 같은 과금을 책정하는 것으로 가정하였다. 그러므로 이 알고리즘에서는 망내 정체 (congestion) 정도나 호 지속 시간은 고려되지 않고 동일 클래스의 모든 호에 같은 과금을 책정한다.

Paschalidis와 Tsitsiklis 앞선 [1]에서의 알고리즘과 동일한 모형을 이용하지만 다른 과금 결정 알고리즘을 제안하였다^[2]. 여기에서는 정적인 알고리즘과 함께 호의 클래스와 도착 시간에서의 정체 정도를 고려하여 각 호의 과금을 결정하는 동적 과금 결정 알고리즘이 제안되었다. 이 논문에서는 정적과 동적 두 알고리즘의 성능을 비교하여 두 알고리즘이 거의 같은 revenue를 제공하는 것을 보였다. 하지만 동적 알고리즘이 정적 알고리즘에 비해 더 복잡하므로 이런 결과에 근거하여 time-of-day 과금 결정 방법이 최적의 성능을 얻기에 충분한 것으로 결론지었다.

본 논문에서는 다중클래스가 서비스되는 통신망에서의 revenue 극대화 목표로 하는 동적 과금 기반의 새로운 호 수락 제어 알고리즘을 제안한다. 본 알고리즘에서는 각 호는 요청될 회선의 수와 예약 시간을 가지고 도착한다. 통신망은 연결 상태 정보와 망내 정체 정도의 추정치를 기반으로 기대 revenue 극대화를 목표로 하는 최적 과금을 결정한다. 그러므로 새롭게 제시된 알고리즘은 기존 알고리즘에 [2] 비해 보다 동적으로 가격을 정한다.

제안된 동적 알고리즘의 성능을 정적 알고리즘과 비교하여 정적 알고리즘 [1],[2]에 비해 뛰어난 성능을 나타냄을 보일 것이다. 제안된 동적 알고리즘은 주요 특징으로, 정적 알고리즘과 비교해 서로 비슷한 revenue를 제공하지만, 더 낮은 접속당 과금과 이것으로 인한 더 높은 호 수락율이 나타나는데 이는 사용자 입장에서 더 유리한 과금 정책이 될 수가 있다. 게다가 접속 요금이 호 과금에 포함된다면 제안된 동적 알고리즘은 더 높은 revenue를 제공할게 된다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. II절에서는 본 논문에서 고려될 시스템 모델을 설명하고 과

금 결정 알고리즘에 대한 상세한 기술은 III장에서 하도록 한다. IV장에서는 알고리즘의 성능을 정적 알고리즘과 비교하며 제시하고, 마지막으로 V장에서 결론을 짓도록 한다.

II. 시스템 모델

이 절에서는 본 논문에서 고려할 시스템 모델을 설명한다. 본 논문에서는 C 개의 회선을 보유한 통신망의 단일 병목 링크 (single bottleneck link)에 초점을 맞춘다. 본 시스템에서의 회선은 무선망에서의 전송률이나 파워, OFDMA에서의 subcarrier, CDMA에서의 코드와 같이 통신망 자원의 단위로 해석이 될 수 있다. 그리고 K 개의 서로 다른 클래스의 호가 있다고 가정한다. 클래스 k 내의 각각의 호는 평균 값 $1/\mu_k$ 의 지수적 분포를 보이는 예약 시간과, 확률 분포 $D(w)$ 에 따라 분포된 호에 대한 단위 시간, 단위 회선당 지불 의향치, w 를 가진다. 모든 호는 공통으로 동일한 $D(w)$ 분포를 가진다고 가정한다. 클래스 k 에 속하는 호는 망으로부터 y_k 개의 회선을 요청한다. 만약 이용 가능한 회선이 y_k 보다 적다면 블록되고, 그렇지 않다면 망에 의해 현재의 단위 시간당 한 회선에 대한 단위 과금을 제안 받게 되며 이는 망에 의해 그 revenue가 극대화되도록 정해진다. 최적 단위 과금을 계산하기 위해, 통신망은 예약 시간동안 추정되는 미래와 현재의 정체 정도뿐 아니라 호가 망에 제공하는 요청 회선 수나 예약 시간과 같은 정보도 고려한다. 만약 단위 과금이 호의 지불 의향치보다 낮다면 클래스 k 의 도착한 호는 가격을 받아들이고 예약시간 동안 y_k 회선을 할당받아 연결된다. 그렇지 않으면 호는 연결되지 못한다. 호는 연결이 수락되면 예약 시간 동안 정해진 단위 가격을 지불하게 된다.

클래스 k 의 잠재적인 호는 파라미터 λ_k 를 가지는 Poisson 프로세스에 따라 발생하는 것으로 가정한다. 여기서 잠재적 호란 단위 과금이 0일 때 망에 도착하는 모든 호이다^[2]. 단위 과금보다 낮은 지불 의향치를 가진 호는 망내 회선의 이용 가능 여부와 관계없이 절대 수락될 수 없으므로, 잠재적 호의 도착률은 망내로의 실제 도착률과 다를 수 있다. 예를 들어, 클래스 k 의 호에 대한 단위 과금이 x 라 하면, 실제 도착률은 다음과 같이 표현된다.

$$\lambda_k^x = \lambda_k(1 - D(x)). \quad (1)$$

III. 동적 과금 기반 호 수락 제어 알고리즘

이 절에서는 통신망 revenue의 극대화를 목표로 하는 과금 결정 알고리즘을 기술한다. 먼저 시간 t_0 에 도착하고 예약시간 T 동안 y_k 회선을 요청하는 클래스 k 의 특정 호를 고려한다. 망 내에서 시간 t_0 에 진행 중인 호의 수를 n 으로 가정하자. 호들은 각기 $s_1 < \dots < s_l < t_0 + T < s_{l+1} < \dots < s_n$ 의 관계를 보이는 예약 완료 시간 s_i ($i=1, 2, \dots, n$)와 할당 회선 수 v_i 를 가진다. 각 호는 수락되기 전에 통신망에 요청 회선 수와 예약 시간에 대해 알려주기 때문에, 망은 각 호의 완료 시간 (혹은 예약 시간)과 할당 회선의 수에 대한 정보를 가지고 있다. 따라서 위의 식에서 도착한 특정 호의 예약 시간이 끝나기 전에 진행 중인 n 개의 호 가운데 l 개의 호가 완료된다. 각 시간 $t_i = s_i$ ($i=1, \dots, l$) $t_{l+1} = t_0 + T$ 과 그 간격 $J_m = (t_{m-1}, t_m]$ ($m=1, 2, \dots, l+1$)에 대해 다음과 같이 정의한다.

도착한 특정 호에 대해 단위 과금을 계산하기 위해서, 먼저 단위 과금이 $(t_0, t_0 + T]$ 동안 고정된 것으로 가정되는 상황에서의 도착 시간 t_0 에 단위 과금 x 가 적용된 상황을 고려한다. 따라서 식 (1)로부터 클래스 i 의 호 도착률 λ_i^x 를 얻을 수 있다. 이때에 두 가지 상황을 고려하여야 하는데, 하나는 지불 의향치가 단위 과금 x 보다 낮아서 도착한 특정 호가 단위 과금을 거부하는 경우이고 다른 하나는 그 반대의 경우이다.

우선, 도착한 특정 호가 낮은 지불 의향치로 인해 단위 과금 x 를 거부했다고 가정하고 통신망이 얻을 수 있는 기대 revenue를 구해보도록 한다. 이때 도착한 특정 호는 망에 연결이 되지 않은 채 떠나게 되며, 통신망은 시간 간격 J_m 내에 도착한 호들에 대해 a_m 개의 이용 가능한 회선을 가지게 된다. 이때 a_m 은 다음과 같이 얻어진다.

$$a_m = C - \sum_{i=m}^n m = 1, 2, \dots, l+1. \quad (2)$$

따라서 통신망을 각 시간 간격 J_m 내의 호 도착에 대해 K 차원의 Continuous Time Markov Chain (CTMC)으로 모형화할 수 있다. 이때 state vector는, 단위 과금 x 를 가지는 각 클래스에서 t_0 이후

수락된 각 클래스별 호의 수로 구성되어, K 차원의 벡터 $N(t, x) = (N_1(t, x), N_2(t, x), \dots, N_K(t, x))^T$ 로 표현된다. 위 CTMC의 시간 간격 J_m 동안의 state U 로부터 state W 로의 transition rate는 다음과 같이 구할 수가 있다.

$$g_{UW}^m(x) = \begin{cases} \lambda_i^x & \text{if } W = U + e_i, \\ & 0 \leq U^T Y \leq a_m \text{ and } 0 \leq W^T Y \leq a_m \\ U_i \mu_i & \text{if } W = U - e_i, \\ & 0 \leq U^T Y \leq a_m \text{ and } 0 \leq W^T Y \leq a_m \\ 0 & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (3)$$

이때 U_i 는 벡터 U 의 i 번째 성분이고 e_i 는 i 번째 원소만 1이고 나머지 원소는 0인 K 차원의 표준 단위 벡터이며, $Y = (y_1, y_2, \dots, y_K)^T$ 이다. 식 (3)과 CTMC의 transition state 분석을 이용하여, 각 시간 간격 $J_m (m = 1, 2, \dots, l+1 \text{ and } s, s+t \in J_m)$ 와 주어진 단위 과금 x 에 대해, CTMC의 $N(s, x) = U$ 로부터 $N(t+s, x) = W$ 로의 transition probability $P_{UW}^m(t, x)$ 를 계산 할 수 있다⁹⁾. 따라서 단위 과금이 x 로 주어진 조건 하에서 $t_0 \leq t \leq t_0 + T$ 의 시각 t 에 도착에 대한 망의 상태가 W 일 확률 $P_W(t, x)$ 은 다음과 같이 구할 수가 있다.

$$P_W(t, x) = \begin{cases} P_{0U}^0(t-t_0, x) & \text{if } t \in J_0 \text{ and } 0 \leq W^T Y \leq a_0 \\ \sum_{0 \leq U^T Y \leq a_{m-1}} P_{UW}^m(t-t_0, x) P_U(t_{m-1}, x) & \\ 0 & \text{if } t \in J_m \text{ and } 0 \leq W^T Y \leq a_m \\ 0 & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (4)$$

이를 이용하여 시간 t_0 에 도착한 특정 호가 단위 과금 x 를 거부하는 조건하에서 $t_0 \leq t \leq t_0 + T$ 동안의 시각 t 에서 기대 revenue, $E[R_{reject}(t, x)]$ 는 다음과 같이 구할 수가 있다.

$$E[R_{reject}(t, x)] = \sum_W x Y^T W P_W(t, x). \quad (5)$$

따라서 시간 t_0 에 도착한 특정 호가 단위 과금 x 를 거부하는 조건하에서 $t_0 \leq t \leq t_0 + T$ 동안의 기

대 수익 $E[R_{reject}(x)]$ 은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E[R_{reject}(x)] = \int_{t_0}^{t_0+T} E[R_{reject}(t, x)] dt. \quad (6)$$

이제 단위 과금에 비해 높은 지불 의향치로 인해 시간 t_0 에 도착한 특정 호가 단위 과금 x 를 받아 들였다고 가정을 해보자. 이 경우에 도착한 특정 호는 예약시간 $(t_0, t_0 + T)$ 동안 y_k 개의 회선을 할당받는다. 그러면 통신망은 앞으로의 시간 간격 J_m 동안 도착을 위해 $b_m = a_m - y_k$ 개 회선을 가지게 된다. 이때 식 (3)과 식 (4)를 이용하고 a_m 을 b_m 으로 바꾸어 주면 본 조건하에서의 $P_W(t, x)$ 를 구할 수 있다. 이를 이용하여 특정 호가 단위 과금 x 를 도착한 받아들이는 조건하에서, 이 특정 호와 그리고 앞으로 도착할 모든 호에서의 $t_0 \leq t \leq t_0 + T$ 동안의 시각 t 에서의 기대 revenue $E[R_{accept}(t, x)]$ 를 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E[R_{accept}(t, x)] = \sum_W x Y^T W P_W(t, x) + y_k x. \quad (7)$$

위의 식에서 단위 과금을 거부하는 경우에 나타 나지를 않은 $y_k x$ 부분은 단위 과금을 받아들인 특정 호로부터 얻는 revenue이다. 이를 이용해서 시간 t_0 에 도착한 특정 호가 단위 과금 x 를 받아들이는 조건하에서 $t_0 \leq t \leq t_0 + T$ 동안의 기대 revenue를 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E[R_{accept}(x)] = \int_{t_0}^{t_0+T} E[R_{accept}(t, x)] dt. \quad (8)$$

이제 아래와 같이 식 (6)과 식 (8)을 이용하여 시간 t_0 에 단위 과금이 x 라는 조건하에서 시간 t_0 에 도착한 특정 호와 미래에 도착하는 호들로부터의 기대 revenue를 다음과 같이 계산 할 수 있다.

$$E[R(x)] = E[R_{reject}(x)]D(x) + E[R_{accept}(x)](1-D(x)). \quad (9)$$

이를 이용하여 시간 t_0 에 도착한 특정 호에 대한 최적 단위 가격 x^* 를 다음과 같이 구할 수가 있다.

$$x^* = \arg \max_x \{E[R(x)]\}. \quad (10)$$

이 때 시간 t_0 에 도착한 특정 호가 지불해야 할 총 과금 P 는 다음과 같이 구할 수가 있다.

$$P = y_k x^* T. \quad (11)$$

IV. 성능 분석

이 절에서는 제안된 동적 과금 기반 호수락 제어 알고리즘의 시뮬레이션 결과를 보이고 그 성능을 기존의 정적 과금 기반 호수락 제어 알고리즘과 비교를 하겠다.

먼저 제안된 알고리즘에서 망내 정체 정도나 호의 예약 시간과 같은 호와 망의 특성에 대하여 단위 과금이 어떻게 변하는지를 보이도록 하겠다. 여기에서는 하나의 클래스만이 존재하고 각 호는 한 회선만을 요청한다고 가정한다. 그리고 각 호의 지불 의향치 w 는 0부터 1사이의 값에서 균일하게 분포되고 망내 총 회선 수 $C=50$ 으로 가정한다.

그림 1에서는 예약 시간 $T=50$ 을 가지는 호에 대한 단위 과금을 호의 도착률 λ 와 예약 시간의 평균 값 $1/\mu$ 의 함수로 나타내었다. 따라서 그림 1에서는 호의 특성에 따른, 즉 망의 평균 정체 정도에 따른 단위 과금의 변화를 보여주고 있다. 단위 과금은 호가 도착할 때 이용 가능한 회선의 개수는 20 ($a_0=20$)이고 호의 예약 시간이 완료되기 전에는 완료되는 호가 없다는 ($l=0$) 가정을 통해 계산되

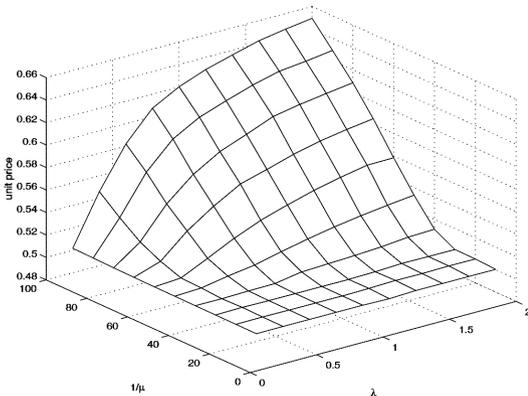


그림 1. λ 와 $1/\mu$ 의 함수로써의 단위 가격 ($C=50, T=50, a_0=20, l=0$)

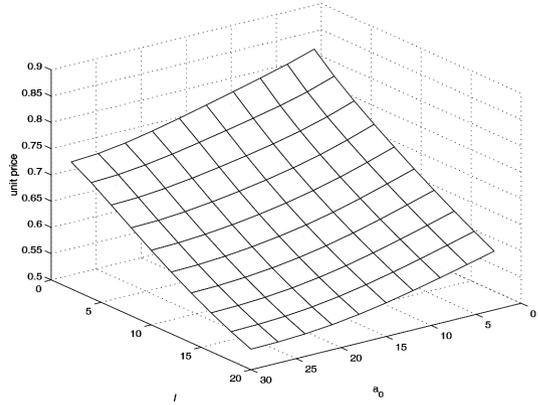


그림 2. a_0 와 l 의 함수로써의 단위 가격 ($C=50, \lambda=2, 1/\mu=50, T=110$)

었다. 그림으로부터 통신망의 정체 정도가 커질수록 단위 가격 또한 증가하는 것을 알 수 있다. 그러므로 단위 가격은 통신망의 정체 정도를 반영할 수 있다.

그림 2는 통신망의 일시적인 정체 정도의 함수로써의 단위 과금의 변화를 보여준다. 여기서 호의 도착률 $\lambda=2$ 그리고 예약 시간의 평균 $1/\mu=50$, 도착한 호의 예약 시간 $T=110$ 으로 각각 가정한다. 단위 과금은 특정 호의 도착시 이용 가능한 회선의 수 a_0 와 호의 예약 만기 시간에 완료되는 호의 수 l 의 함수로 나타난다. 호의 완료는 매 5 단위 시간마다 일어나는 것으로 가정하는데, 예를 들어 t_0 가 표시된 호가 도착하는 시각이고 $l=4$ 라고 하면 매 $t_0+5, t_0+10, t_0+15, t_0+20$ 마다 하나의 호가 완료된다. 따라서 a_0 와 l 이 현재와 앞으로의 통신망의 정체 정도를 나타낼 수가 있다.

그림 1과 2에서 알 수 있는 것처럼 실제로 단위 과금의 정도가 통신망의 정체 정도를 반영한다. 즉, 통신망에 정체가 없을 때에 비해 정체가 발생할 때 더 높은 과금이 지불하게 된다.

그림 3에서는 예약 시간 T 에 따른 단위 과금을 보인다. 여기서는 $\lambda=2, a_0=20$, 그리고 $l=0$ 으로 가정한다. 이 그림에서는 예약시간이 긴 호일수록 짧은 호에 비해 단위 과금이 높아진다는 것을 보이고 있다. 따라서 호에 대한 총 과금이 호의 길이에 대해 선형적으로 증가하지 않는다.

이제부터는 정적 과금 알고리즘과 본 논문에서 제안한 동적 과금 알고리즘의 성능을 비교해 보도록 하겠다. 여기서는 클래스 1과 클래스 2의 두 클래스가 있다고 가정한다. 이전의 정적 과금 알고리

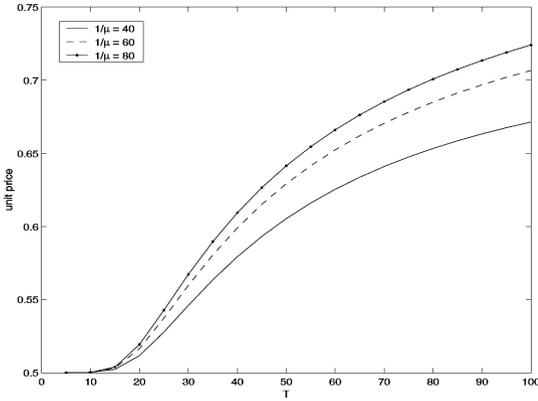


그림 3. T의 함수로서의 단위 가격
(C = 50, λ = 2, a₀ = 20, l = 0)

즘 [1],[2]에서는 호당 과금을 단위 과금으로 정의하였던 것과 달리 본 논문의 동적 과금 알고리즘에서는 단위 시간당 회선당 과금을 단위 과금으로 정의하였다. 게다가 [1], [2]에서는 과금을 계산할 때 호의 길이는 고려하지 않았다. 그러므로 정적 과금 알고리즘을 위한 최적의 단위 과금을 계산하기 위해서는 [2]에서의 (13)과 (14)을(혹은 [1]에서의 (1)을) 다음과 같이 수정할 수 있다.

$$x^* = \arg \max_x \left\{ \sum_{i=1}^K xy_i \frac{\lambda_i^x}{\mu_i} (1 - B_i(x)) \right\}. \quad (12)$$

이때, B_i(x)는 단위 과금이 x로 주어진 클래스 i의 블로킹 확률이다.

표 1에 주어진 여러 경우의 트래픽 파라미터들에 대해 두 알고리즘을 비교한다. 지불 의향치 w는 0부터 1사이의 균일한 분포를 갖는다고 가정을 한다. 각 경우에 대해 단위 시간당 평균 revenue, R뿐만 아니라 각 클래스 i의 잠재적 호의 총수에 대한 수락된 호의 수의 비율 RAP_i와 평균 단위 과금 P, 수락된 호의 평균 단위 과금 x^a_i도 비교하도록 한다. 제안된 동적 과금 알고리즘과 기존의 정적 과금 알고리즘의 결과는 각각 표 2와 3에 주어진다.

각 표에서의 2번째 열에 주어지는 단위 시간당 평균 revenue R을 살펴보면 [2]에서 보여진 것처럼 두 알고리즘이 거의 같은 revenue를 얻는 것을 확인할 수 있다. 각 표에서의 3, 4번째 열에서는 각 클래스에서의 잠재적 호의 총수에 대한 수락된 호의 수의 비율 RAP₁와 RAP₂가 주어졌다. 각 경우에 있어 정적 과금 알고리즘에 비해 제안된 동

표 1. 성능비교를 위해 사용된 파라미터

	C	λ ₁	1/μ ₁	y ₁	λ ₂	1/μ ₂	y ₂
Case 1	20	0.3	20	4	0.3	20	2
Case 2	20	0.3	30	4	0.3	15	2
Case 3	20	0.3	15	4	0.6	30	2
Case 4	20	0.6	15	4	0.3	15	2
Case 5	20	0.2	20	4	0.2	20	2
Case 6	20	0.2	30	4	0.2	15	2
Case 7	20	0.2	15	4	0.4	30	2
Case 8	20	0.4	15	4	0.2	15	2

표 2. 동적 알고리즘의 결과

Case	R	RAP ₁	RAP ₂	x ₁	x ₂	x ^a ₁	x ^a ₂
Case 1	7.49	0.34	0.39	0.59	0.58	0.58	0.58
Case 2	8.46	0.30	0.37	0.61	0.58	0.60	0.57
Case 3	9.59	0.27	0.31	0.61	0.64	0.60	0.63
Case 4	8.22	0.31	0.35	0.61	0.61	0.60	0.60
Case 5	5.33	0.41	0.43	0.55	0.55	0.55	0.54
Case 6	6.70	0.38	0.43	0.57	0.55	0.57	0.55
Case 7	7.88	0.36	0.38	0.57	0.60	0.56	0.59
Case 8	6.32	0.37	0.40	0.57	0.57	0.57	0.56

표 3. 정적 알고리즘의 결과

Case	R	RAP ₁	RAP ₂	x ₁	x ₂	x ^a ₁	x ^a ₂
Case 1	7.38	0.32	0.36	0.61	0.61	0.61	0.61
Case 2	8.28	0.27	0.31	0.65	0.65	0.65	0.65
Case 3	9.5	0.24	0.28	0.67	0.67	0.67	0.67
Case 4	8.08	0.27	0.31	0.65	0.65	0.65	0.65
Case 5	5.28	0.41	0.42	0.56	0.56	0.56	0.56
Case 6	6.3	0.36	0.40	0.59	0.59	0.59	0.59
Case 7	7.70	0.32	0.37	0.61	0.61	0.61	0.61
Case 8	6.25	0.36	0.38	0.59	0.59	0.59	0.59

적 과금 알고리즘이 더 높은 호 수락률을 보이고 있다. 그 이유는 각 표의 5, 6번째 열에 주어진 평균 단위 과금에 의해서 알 수가 있다. 제안된 동적 과금 알고리즘은 정적 알고리즘보다 낮은 평균 단위 과금을 나타내며 따라서 보다 높은 호 수락률을 보이게 된다. 마지막 두 열은 수락된 호의 평균 단위 과금을 나타낸다. 정적 과금 알고리즘에서는 모든 호에 대해 같은 단위 과금이 적용되며, 수락된 호의 평균 단위 과금이 모든 호에 대한 평균 단위 과금과 같다. 그러나 제안된 동적 과금 알고리즘은 수락된 호의 평균 단위 과금이 모든 호의 평균 단위 과금에 비해 더 낮은데, 이는 낮은 단위 과금이 높은 과금에 비해 호에 의해 받아들여질 확률이 더 높기 때문이다.

마지막으로 일정한 접속 요금이 있을 때의 두 알고리즘의 성능을 비교하도록 하겠다. 호의 과금에 일정한 접속 요금이 포함되었을 때, 모든 호는 연결이 유지되도록 하기 위해서는 접속 요금을 지불해야한다. 그러므로 모든 호가 접속 요금을 지불할 의

향이 있는 것으로 가정한다. 이 경우, 제안된 동적 과금 알고리즘에서의 지불 의향치가 접속 요금외의 추가적인 과금이다. 그러므로 호수락 제어는 접속 요금을 고려하더라도 바뀌지 않지만, 접속 요금을 포함하는 호의 총 과금 P^T 는 다음과 같다.

$$P^T = P + P^C. \tag{13}$$

이때, P^C 는 일정한 접속 요금이고 P 는 식 (11)에 나타난 값이다. 그림 4에서는 두 알고리즘의 단위 시간당 평균 revenue가 도착률 λ 에 대한 함수로 나타난다. 통신망의 회선 수 $C=20$ 이고 하나의 클래스만 존재한다고 가정하였다. 또한 각 호는 하나의 회선을 요청하고 평균 예약 시간 $1/\mu = 20$ 로 가정을 하였다. 지불 의향치 w 는 0부터 1사이의 균일한 분포를 보이고 접속 요금은 평균 추가 과금과 같도록 한다. 즉, 접속 요금은 $E[w]/\mu = 10$ 로 가정한다. 그림 4는 일정한 접속 요금이 있을 때 제안된 동적 과금 알고리즘이 기존의 정적 과금 알고리즘에 비해 더 높은 revenue를 제공하는 것을 보여준다. 이 결과는 두 알고리즘 간의 잠재적 호에 대한 수락 호 비율의 차이로 설명된다. 표 2, 3에서 알 수 있듯이 동적 과금 알고리즘이 정적 과금 알고리즘에 비해 더 높은 수락률을 갖게 된다. 이는 일정한 접속 요금이 있을 때, 동적 알고리즘을 가지는 통신망이 정적인 것에 비해 낮은 단위 과금으로 기인해 수락된 더 많은 수의 호로부터 더 큰 revenue를 낼 수 있음을 의미한다. 게다가 접속 요금이 높아짐에 따라 두 알고리즘의 revenue 차이는 더 커질 것이라는 것을 쉽게 추론할 수 있다.

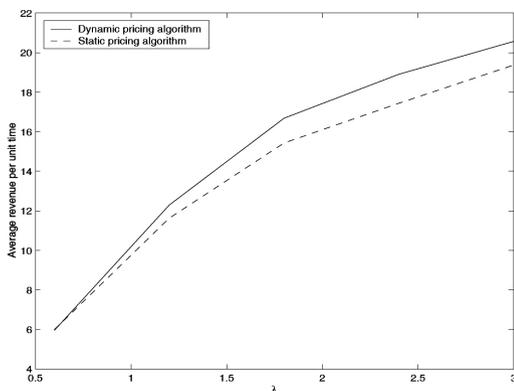


그림 4. 단위 시간당 평균 수익
($C = 50, T = 50, a_0 = 20, l = 0$)

V. 결 론

본 논문에서는 다중클래스 통신망 위한 새로운 동적 과금 기반의 호수락 제어 알고리즘을 제안하였다. 최적 과금은 현재와 미래의 추정된 통신망의 정책 정도와 호의 예약시간 및 요청 회선 수를 기반으로 계산된다. 이 동적 과금 알고리즘의 성능은 기존의 정적 과금 알고리즘과 비교되었는데 [2]에서 언급된 것처럼, 접속 요금이 없는 경우에는 두 알고리즘은 거의 같은 revenue을 보인다. 하지만 제안된 동적 과금 알고리즘은 더 낮은 과금으로 인하여 호수락 비율이 정적 과금 알고리즘에 비해 높다. 본 논문에서는 하나의 망만을 (독점 상황) 고려하였지만 이는 여러 망이 혼재하는 경쟁적인 상황에서 동적 과금 알고리즘을 사용하는 통신망이 더 많은 호를 끌어들이 수 있음을 의미한다. 그러므로 비록 독점 상황에서는 거의 같은 수익을 내지만, 경쟁적인 상황에서는 동적 과금 알고리즘이 정적 과금 알고리즘에 비해 더 많은 revenue를 창출할 수 있다고 결론지을 수 있다. 게다가 일정한 호에 대해 접속 요금을 가격의 일부로 책정하면 독점 상황일지라도 동적 과금 알고리즘이 정적 과금 알고리즘에 비해 더 큰 revenue를 보인다.

참 고 문 헌

- [1] C.A. Courcoubetis and M.I. Reiman, "Pricing in a Large Single Link Loss System" *ITC* 16, 1999.
- [2] I.C. Paschalidis and J.N. Tsitsiklis, "Congestion-Dependent pricing of Network Services" *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol.8, No.2, pp.171-184, 2000.
- [3] J.K. MacKie-Mason and H.R. Barian, "Pricing the Internet" in *Public Access to the Internet*, ed. B. Kahin and J. Keller, Englewood Cliffs, NJ:Prentice-Hall, 1994.
- [4] F. Kelly, "Charging and Rate Control for Elastic Traffic" *European Transaction on Telecommunications*, Vol.8, No.1, pp.33-37, 1997.
- [5] F.P. Kelly, A.K. Maulloo, and D.K.H. Tan, "Rate Control in Communication Networks : Shadow prices, Proportional Fairness and Stability" *Journal of the Operational Research Society*, Vol.49, pp.237-252, 1998.

- [6] S.H. Low and D.E. Lapsley, "Optimization Flow Control I: Basic Algorithm and Convergence" *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol.7, No.6, pp.861-874, 1999.
- [7] H. Yäiche, R.R. Mazumdar, and C. Rosenberg, "A game theoretic framework for bandwidth allocation and pricing of elastic connections in broadband networks : theory and algorithms" *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol.8, No.5, pp.667-678, Oct. 2000.
- [8] N. Semret and A.A. Lazer, "Spot and derivative Markets in Admission Control" *ITC 16*, 1999.
- [9] S.M. Ross, *Stochastic Processes*, Wiley, 1996.

공 성 용 (Seong-lyong Gong)

준회원



2008년 2월 연세대학교 전기전자공학부 졸업
2008년 3월~현재 연세대학교 전기전자공학부 석사 과정
<관심분야> 네트워크 프로토콜, 네트워크 자원할당

이 장 원 (Jang-Won Lee)

종신회원



1994년 2월 연세대학교 전자공학과 졸업
1996년 2월 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사
2004년 8월 미국 Purdue Univ. Electrical & Computer Eng. 박사

2004년 9월~2005년 8월 Princeton Univ. Post Doc.

2005년 9월~현재 연세대학교 전기전자공학부 조교수
<관심분야> 네트워크 프로토콜, 네트워크 자원할당, 다계층 최적화