

대화형 GEO 위성 네트워크를 위한 우선권기반 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계*

장 근 념**

Prioritized Dynamic Rate Scheduling for Interactive GEO Satellite Networks*

Kun-Nyeong Chang**

■ Abstract ■

In this paper, the return link of interactive GEO satellite network providing multimedia services is considered. First, we classify data by delay characteristics, and analyze the numbers of expected lost packets and expected delay packets for each data class of each terminal. Next we mathematically formulate optimal rate scheduling model to minimize the weighted sum of the numbers of expected lost packets and expected delay packets considering priority of each data class. We also suggest a dynamic rate scheduling scheme based on Lagrangean relaxation technique and sub-gradient technique to solve the proposed model in a fast time. Extensive experiments show that the proposed scheme provides encouraging results.

Keyword : GEO Satellite Network, Optimal Rate Scheduling, Lagrangean Relaxation, Subgradient Technique

1. 서 론

대화형 GEO 위성 네트워크(interactive GEO

satellite network)의 개발이 중요한 이슈로 떠오르고 있다[3, 4, 12, 14]. ETSI(European Telecommunications Standards Institute)에 의해 표준화

논문접수일 : 2006년 09월 07일 논문게재확정일 : 2007년 05월 21일

* 이 논문은 2004년도 한국학술진흥재단의 지원에 의하여 연구되었음(KRF-2004-041-B00145).

** 연세대학교 원주캠퍼스 경영학과

된 DVB-RCS(Digital Video Broadcasting- Return Channel via Satellite) 네트워크는 하나의 GEO (geostationary earth orbit) 위성, 허브(hub), 다수의 단말(terminal) 등으로 구성되어 있는 대표적인 대화형 GEO 위성 네트워크이다[3, 11].

DVB-RCS에서는 리턴 링크(return link ; 위성을 거쳐 단말에서 허브로의 링크)와 순방향 링크(forward link : 위성을 거쳐 허브에서 단말로의 링크)가 사용된다. 리턴 링크는 단말에서 허브로 데이터를 전송하는데 사용되고, 순방향 링크는 허브에서 단말로 데이터를 전송하는데 사용된다. 리턴 링크는 순방향 링크와 달리 브로드캐스팅 효과를 기대하기 어렵고, 또한 이동통신시스템에서와 같은 높은 재사용 효율성을 기대하기도 어렵기 때문에, 리턴 링크 자원의 효율적인 활용이 더욱 중요하다[11, 14, 15].

DVB-RCS 네트워크와 같은 대화형 GEO 위성 네트워크의 리턴 링크는 MF-TDMA(Multi-Frequency Time Division Multiple Access) 다중접속체계(multiple access scheme)에 기반을 두고 있는데, 부족한 리턴 링크 자원을 효율적으로 활용하기 위해서는(일반적으로 리턴 링크 자원은 타임슬롯 단위로 할당되고, 할당된 타임슬롯 수에 따라 데이터 전송률이 결정됨) 효율적인 데이터 전송률 스케줄링 체계(타임슬롯 할당 체계, 용량 할당 체계)의 개발이 필수적으로 요구된다. 특히 각 단말에 어느 정도의 데이터가 앞으로 도착할 것인가에 대한 정보를 반영하여 보다 효율적인 자원 활용을 추구하는 연구가 많이 이루어지고 있다[1, 2, 7, 11, 15].

Jiang and Leung[15]은 여유타임슬롯(free timeslots)을 각 단말의 버퍼에서 대기하는 데이터 양의 증가량 예측치에 비례하여 할당하는 CFDMA(Combined Free/Demand Assignment Multiple Access) 방법을 제안하였다. 즉, 단말들이 요청한 타임슬롯 수요가 이용 가능한 타임슬롯의 수보다 많으면 요청한 수요에 비례하여 타임슬롯을 할당하고, 그렇지 않고 각 단말의 타임슬롯 요청량의 합이 이용 가능한 타임슬롯 수보다 작으면, 일단 요

청량 만큼씩 할당하고 남은 여유타임슬롯은 각 단말의 버퍼에서 대기하는 데이터 양의 증가량 예측치에 비례하여 할당한다. Lee[11]는 향후의 데이터 도착량을 고려하면서 데이터 손실량을 최소화하는 데이터 전송률 스케줄링 체계를 제시하였다. 이 연구에서는 전송되지 못하고 남은 데이터는 바로 모두 손실된다고 가정하고 있다. 즉, 버퍼에 저장되었다가 전송될 수 있는 지연이 허용되는 데이터를 고려하지 않고 있다. Chiti 등[2]은 데이터 도착량을 예측하기 위한 예측 모형을 이용하여 지연시간과 자원 낭비량을 줄이기 위한 동적인 용량 할당 체계를 제시하였고, Iuoras 등[7]은 QoS를 보장하면서 리턴 링크 자원을 효율적으로 활용하기 위한 동적 용량 할당 체계를 제시하였다. Chang and Park[1]은 버퍼 크기가 제한되어 있고 패킷 손실량 기대값의 가중합이 이산볼록함수(discrete convex function)인 경우에 대해서, 패킷 손실량 기대값의 가중합을 최소화하는 최적 버퍼 및 타임슬롯 할당 체계를 제시하였다.

그런데, 지금까지의 연구에서는 데이터의 지연 특성과 향후의 데이터 도착량을 고려하면서 데이터 손실량과 데이터 지연량을 최소화하는 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계를 제시하지는 못하고 있다. 단말에서 전송하는 데이터에는 음성이나 영상같이 지연에 매우 민감한 데이터, 이미지 등과 같이 지연에 다소 민감한 데이터, e-mail, ftp 파일 등과 같이 지연에 민감하지 않는 데이터가 있다. 지연에 대한 민감 정도에 따라 지연 허용 정도가 다를 수 있다. 또한, 시스템의 성능 측면에서 볼 때, 가급적 손실되는 데이터와 전송이 지연되는 데이터가 적을수록 좋다. 이러한 점을 감안할 때, 데이터 지연 특성에 따른 우선권과 데이터 도착량을 고려하면서 데이터 손실량과 데이터 지연량을 최소화하는 방향으로 데이터 전송률을 스케줄링할 수 있는 방법이 필요하다.

본 논문에서는 데이터의 지연 특성에 따라 구분되는 각 데이터 유형별로 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값을 분석하고, 우선권을 고려

한 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 가중합을 최소화하는 최적 데이터 전송률 스케줄링 모형을 제시한다. 또한, 제시한 모형을 빠른 시간 내에 해결할 수 있는 라그랑지안 이완 기법과 서브그라디언트 방법을 이용한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계를 제시한다.

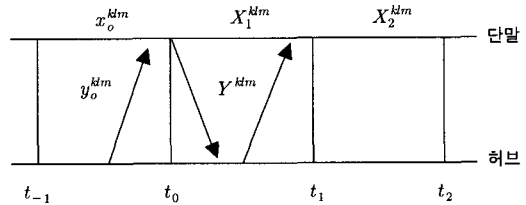
제 2장에서는 데이터의 지연 특성에 따라 구분되는 각 데이터 유형별로 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값을 분석한다. 제 3장에서는 최적 데이터 전송률 스케줄링 모형과, 제시한 모형을 빠른 시간 내에 해결할 수 있는 라그랑지안 이완 기법과 서브그라디언트 방법을 이용한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계를 제시한다. 제 4장에서는 실험을 통해 제시한 데이터 전송률 스케줄링 체계의 성능을 평가하고, 제5장에서는 결론을 제시한다.

2. 데이터 손실량과 데이터 지연량 분석

DVB-RCS 네트워크의 리턴 링크는 MF-TDMA 다중접속체계를 이용하여 무선 자원을 다수의 단말에 할당한다. 각 단말은 허브에 무선 자원을 요청하는 CR(capacity request) 메시지를 전송하고, 이 메시지를 받은 허브는 타임슬롯 할당 정보를 포함하고 있는 TBTP(terminal burst time plan)를 생성하여 단말에 전송한다. TBTP를 받은 단말은 이를 통해 자신에게 어떤 타임슬롯들이 할당되었는지를 파악하게 된다.

[그림 1]의 t_0 시점에 각 단말에서 허브로 필요한 타임슬롯 수를 전송하면, 허브는 스케줄링을 거쳐 각 단말에 타임슬롯 할당 수 Y^{klm} 을 포함한 타임슬롯 할당 정보를 전송하게 된다. 타임슬롯 할당 정보를 받은 다음 할당된 타임슬롯을 이용한 데이터 전송이 시작되는 t_1 시점까지 TBTP 데이터를 읽고 타임슬롯 할당 준비를 위해 어느 정도의 시간이 필요하기 때문에 스케줄링은 가급적 빠른 시간 내에 이루어져야 한다. 각 단말은 할당된 타임슬롯을 $[t_1, t_2)$ 기간에 사용하게 되고, t_2 시점에 전송되

지 못한 데이터는 지연되거나 손실된다. 따라서 타임슬롯 할당 수 Y^{klm} 은 t_2 시점의 데이터 지연량과 데이터 손실량을 최소화하는 방향으로 결정하는 것이 바람직하다.



[그림 1] 단말과 허브의 메시지 전송 체계

허브에서의 데이터 스케줄링은 시간-주파수 블록(time-frequency block) $T_f \times W_f$ 로 정의되는 하나의 프레임(frame) 마다 이루어진다. 프레임의 규격은 시스템마다 다르기는 하지만, 일반적으로 하나의 프레임은 CSC(common signaling channel) 타임슬롯, ACQ(acquisition) 타임슬롯, SYNC(synchronization) 타임슬롯, TRF(traffic) 타임슬롯으로 구성되어지고, 데이터 전송은 TRF 타임슬롯을 통해 이루어진다. 본 논문에서는 하나의 프레임으로 만들어지는 모든 TRF 타임슬롯은 어떤 단말에서든 사용할 수 있다고 가정한다[3, 11]. 따라서 각 단말에 할당되는 TRF 타임슬롯의 수만 결정되면 TBTP는 추가적인 스케줄링 없이 쉽게 만들어지게 된다.

전송되는 데이터는 지연 허용 정도에 따라 구분한다. 즉, 지연이 전혀 허용되지 않는 데이터는 지연클래스 0이라 하고, 지연이 l 회 허용되는 데이터는 지연클래스 l 이라 한다.

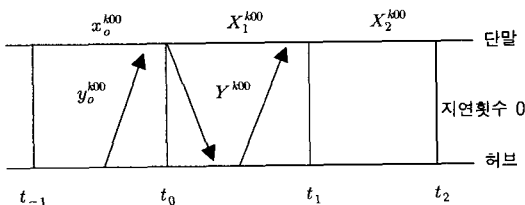
2.1 지연이 허용되지 않는 데이터(지연클래스 0)

지연이 허용되지 않는 데이터의 경우, 전송되지 않고 남은 데이터는 버퍼에 저장되지 않고 바로 손실되므로, t_1 시점 이전에 도착한 데이터 중에 t_1 시점에 전송되지 않고 버퍼에 저장되어 있는 데이

〈표 1〉 주요 기호와 정의

기호	정의
R	단말의 집합
C	지연클래스의 집합(지연클래스 $l \in C$: 지연이 l 회 허용되는 데이터)
N	이용 가능한 총 타임슬롯 수
x_0^{klm}	$[t_{-1}, t_0)$ 기간에 발생한, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위한 타임슬롯 수요($k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
X_i^{klm}	$[t_{i-1}, t_i)$ 기간에 발생할 것으로 예상되는, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위한 타임슬롯 수요($i = 1, 2, k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
$f_i(x_i^{k10})$	X_i^{k10} 의 확률밀도함수(probability density function) ($i = 1, 2$)
y_0^{klm}	$[t_0, t_1)$ 기간에 사용하도록 할당된, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위한 타임슬롯 수($k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
Y^{klm}	$[t_1, t_2)$ 기간에 사용하도록 할당되는, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위한 타임슬롯 수($k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
q_0^{klm}	단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위해 $[t_{-1}, t_0)$ 기간에 필요한 타임슬롯 수요 중에 충족되지 못한 양($k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
Q_i^{klm}	단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터 전송을 위해 $[t_{i-1}, t_i)$ 기간에 필요한 타임슬롯 수요 중에 충족되지 못하는 양($i = 1, 2, k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l$)
L^{klm}	t_2 시점에서, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터의 손실량(단위: 타임슬롯 수) ($k \in R, l \in C, m = l$)
D^{klm}	t_2 시점에서, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터의 지연량(단위: 타임슬롯 수) ($k \in R, l \in C - \{0\}, m = 0, \dots, l - 1$)

터는 없다. 또한, $[t_1, t_2)$ 기간에서 단말 k 의 지연클래스 0, 지연횟수 0인 데이터는 전송되지 못하면 t_2 시점에 바로 손실된다. 따라서 t_2 시점에 단말 k 의 지연클래스 0, 지연횟수 0(지연이 발생하지 않은 데이터)인 데이터의 손실량 $L^{k00} = \max\{X_2^{k00} - Y^{k00}, 0\}$ 이다. 한편, 지연이 허용되지 않기 때문에 데이터 지연량은 없다.



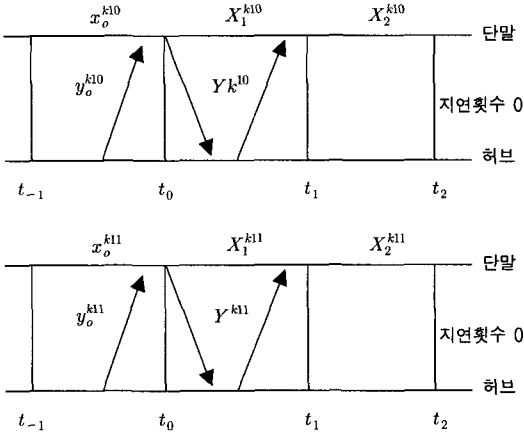
[그림 2] 단말과 허브의 메시지 전송 체계 (지연클래스 0)

이제 $[t_1, t_2)$ 에 사용하도록 타임슬롯을 y^{k00} 개 할당(즉, $Y^{k00} = y^{k00}$)하면, L^{k00} 의 기대값 $E[L^{k00}|y^{k00}]$ 는 다음과 같이 계산되어진다.

$$E[L^{k00}|y^{k00}] = \sum_{x_2^{k00}=y^{k00}}^{\infty} (x_2^{k00} - y^{k00}) f_2(x_2^{k00})$$

2.2 지연이 1회 허용되는 데이터(지연클래스 1)

지연이 1회 허용되는 데이터의 경우, 지연횟수 0인 데이터가 전송되지 못하고 남으면 지연횟수 1(1회 지연된 데이터)인 데이터로 넘어가게 된다. 따라서 $X_1^{k11} = q_0^{k10}$, $X_2^{k11} = Q_1^{k10}$ 이다. 또한, 지연횟수 1인 데이터가 전송되지 못하고 남으면 바로 손실하게 된다. 결국 전송되지 않는 데이터가 동일한 지연횟수의 데이터로 버퍼에 저장되지는 않는다. 따



[그림 3] 단말과 허브의 메시지 전송 체계 (지연클래스 1)

라서 $Q_1^{k1m} = \max\{X_1^{k1m} - y_0^{k1m}, 0\}$, $Q_2^{k1m} = \max\{X_2^{k1m} - Y^{k1m}, 0\}$ (단, $m=0,1$)이다.

$[t_1, t_2)$ 기간에서 단말 k 의 지연클래스 1, 지연횟수 1인 데이터는 전송되지 못하면 t_2 시점에 바로 손실되는데, 이 t_2 시점에 단말 k 의 지연클래스 1, 지연횟수 1인 데이터의 손실량 L^{k11} 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} L^{k11} &= Q_2^{k11} = \max\{X_2^{k11} - Y^{k11}, 0\} \\ &= \max\{Q_1^{k10} - Y^{k11}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{k10} - y_0^{k10}, 0\} - Y^{k11}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{k10} - y_0^{k10} - Y^{k11}, -Y^{k11}\}, 0\} \\ &= \max\{X_1^{k10} - y_0^{k10} - Y^{k11}, 0\} \end{aligned}$$

한편, $[t_1, t_2)$ 기간에서 단말 k 의 지연클래스 1, 지연횟수 0인 데이터는 전송되지 못하면 t_2 시점에 지연횟수 1인 데이터로 넘어가게 되는데, 이 t_2 시점에 단말 k 의 지연클래스 1, 지연횟수 0인 데이터의 지연량 D^{k10} 은 다음과 같다.

$$D^{k10} = Q_2^{k10} = \max\{X_2^{k10} - Y^{k10}, 0\}$$

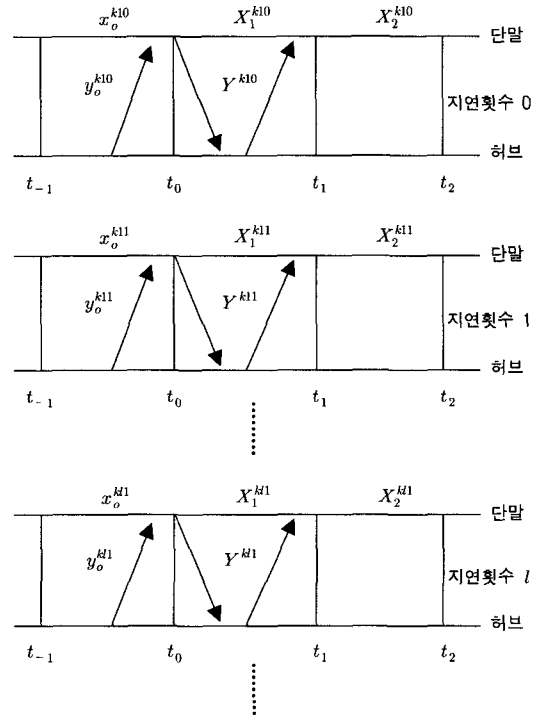
이제 $[t_1, t_2)$ 에 사용하도록 타임슬롯을 y^{k1m} 개 할당(즉, $Y^{k1m} = y^{k1m}$)하면, 데이터 손실량 L^{k11} 의 기대값 $E[L^{k11}|y^{k1m}]$ 와 데이터 지연량 D^{k10} 의 기대값 $E[D^{k10}|y^{k1m}]$ 은 다음과 같이 계산되어진다.

$$E[L^{k11}|y^{k1m}] = \sum_{x_1^{k10} = y_0^{k10} + y^{k11}}^{\infty} (x_1^{k10} - y_0^{k10} - y^{k11}) f_1(x_1^{k10})$$

$$E[D^{k10}|y^{k1m}] = \sum_{x_2^{k10} = y^{k10}}^{\infty} (x_2^{k10} - y^{k10}) f_2(x_2^{k10})$$

2.3 지연이 l 회 허용되는 데이터(지연클래스 l , 단, $l \in C - \{0, 1\}$)

지연이 l 회 허용되는 데이터의 경우, 지연횟수 m (단, $m=0, \dots, l-1$)인 데이터가 전송되지 못하고 남으면 지연횟수 $m+1$ 인 데이터로 넘어가게 된다. 따라서 $X_1^{k1m} = Q_0^{k1(m-1)}$, $X_2^{k1m} = Q_1^{k1(m-1)}$ (단, $m=1, \dots, l$)이다. 또한, 지연횟수 l 인 데이터가 전송되지 못하고 남으면 바로 손실되게 된다. 결국 전송되지 않는 데이터가 동일한 지연횟수의 데이터로 버퍼에 저장되지는 않는다. 따라서 $Q_1^{k1m} = \max\{X_1^{k1m} - y_0^{k1m}, 0\}$, $Q_2^{k1m} = \max\{X_2^{k1m} - Y^{k1m}, 0\}$ (단, $m=0, \dots, l$)이다.



[그림 4] 단말과 허브의 메시지 전송 체계 (지연클래스 l)

$[t_1, t_2]$ 기간에서 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 l 인 데이터(단, $l \in C - \{0, 1\}$)는 전송되지 못하면 t_2 시점에 바로 손실되는데, 이 t_2 시점에 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 l 인 데이터의 손실량 L^{kl} (단, $l \in C - \{0, 1\}$)은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} L^{kl} &= Q_2^{kl} = \max\{X_2^{kl} - Y^{kl}, 0\} \\ &= \max\{Q_1^{kl(l-1)} - Y^{kl}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{kl(l-1)} - y_0^{kl(l-1)}, 0\} - Y^{kl}, 0\} \\ &= \max\{\max\{q_0^{kl(l-2)} - y_0^{kl(l-1)}, 0\} - Y^{kl}, 0\} \end{aligned}$$

한편, $[t_1, t_2]$ 기간에서 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터(단, $l \in C - \{0, 1\}$, $m = 0, \dots, l-1$)는 전송되지 못하면 t_2 시점에 지연횟수 $m+1$ 인 데이터로 넘어가게 된다. 이 경우 t_2 시점에 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 0 인 데이터의 지연량 D^{k0} (단, $l \in C - \{0, 1\}$), 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 1 인 데이터의 지연량 D^{k1} (단, $l \in C - \{0, 1\}$), 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터의 지연량 D^{km} (단, $l \in C - \{0, 1, 2\}$, $m = 2, \dots, l-1$)은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} D^{k0} &= Q_2^{k0} = \max\{X_2^{k0} - Y^{k0}, 0\} \\ D^{k1} &= Q_2^{k1} = \max\{X_2^{k1} - Y^{k1}, 0\} \\ &= \max\{Q_1^{k0} - Y^{k1}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{k0} - y_0^{k0}, 0\} - Y^{k1}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{k0} - y_0^{k0} - Y^{k1}, -Y^{k1}\}, 0\} \\ &= \max\{X_1^{k0} - y_1^{k0} - Y^{k1}, 0\} \\ D^{km} &= Q_2^{km} = \max\{X_2^{km} - Y^{km}, 0\} \\ &= \max\{Q_1^{kl(m-1)} - Y^{km}, 0\} \\ &= \max\{\max\{X_1^{kl(m-1)} - y_0^{kl(m-1)}, 0\} - Y^{km}, 0\} \\ &= \max\{\max\{q_0^{kl(m-2)} - y_0^{kl(m-1)}, 0\} - Y^{km}, 0\} \end{aligned}$$

이제 $[t_1, t_2]$ 에 사용하도록 타임슬롯을 y^{klm} 개 할당(즉, $Y^{klm} = y^{klm}$)하면, 데이터 손실량 L^{kl} 의 기대값 $E[L^{kl}|y^{klm}]$ 는 다음과 같이 계산되어진다.

$$E[L^{kl}|y^{klm}] = \max\{\max\{q_0^{kl(l-2)} - y_0^{kl(l-1)}, 0\} - y^{kl}, 0\}$$

또한, 데이터 지연량 D^{k0} (단, $l \in C - \{0, 1\}$), D^{k1}

(단, $l \in C - \{0, 1\}$), D^{klm} (단, $l \in C - \{0, 1, 2\}$, $m = 2, \dots, l-1$)의 기대값 $E[D^{k0}|y^{klm}]$, $E[D^{k1}|y^{klm}]$, $E[D^{klm}|y^{klm}]$ 은 다음과 같이 계산되어진다.

$$\begin{aligned} E[D^{k0}|y^{klm}] &= \sum_{x_2^{k0} = y^{k0}}^{\infty} (x_2^{k0} - y^{k0}) f_2(x_2^{k0}) \\ E[D^{k1}|y^{klm}] &= \sum_{x_1^{k0} = y_0^{k0} + y^{k1}}^{\infty} (x_1^{k0} - y_0^{k0} - y^{k1}) f_1(x_1^{k0}) \\ E[D^{klm}|y^{klm}] &= \max\{\max\{q_0^{kl(m-2)} - y_0^{kl(m-1)}, 0\} - y^{klm}, 0\} \end{aligned}$$

2.4 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 가중합

단말 k 의 데이터 손실량 기대값의 가중합 $E_w[L^k|y^{klm}]$ 과 데이터 지연량 기대값의 가중합 $E_w[D^k|y^{klm}]$ 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E_w[L^k|y^{klm}] &= \sum_{l \in C} w^{kl} E[L^{kl}|y^{klm}] \\ &= w^{k00} \sum_{x_2^{k0} = y^{k0}}^{\infty} (x_2^{k00} - y^{k00}) f_2(x_2^{k00}) \\ &\quad + w^{k11} \sum_{x_1^{k0} = y_0^{k0} + y^{k1}}^{\infty} (x_1^{k10} - y_0^{k10} - y^{k11}) f_1(x_1^{k10}) \\ &\quad + \sum_{l \in C - \{0, 1\}} w^{kl} \cdot \max\{\max\{q_0^{kl(l-2)} - y_0^{kl(l-1)}, 0\} - y^{kl}, 0\} \\ E_w[D^k|y^{klm}] &= \sum_{l \in C - \{0\}} \sum_{m=0}^{l-1} w^{klm} E[D^{klm}|y^{klm}] \\ &= \sum_{l \in C - \{0\}} w^{kl0} \sum_{x_2^{k0} = y^{k0}}^{\infty} (x_2^{k00} - y^{k00}) f_2(x_2^{k00}) \\ &\quad + \sum_{l \in C - \{0, 1\}} w^{kl1} \sum_{x_1^{k0} = y_0^{k0} + y^{k1}}^{\infty} (x_1^{k10} - y_0^{k10} - y^{k11}) f_1(x_1^{k10}) \\ &\quad + \sum_{l \in C - \{0, 1, 2\}} \sum_{m=3}^l w^{kl(m-1)} \cdot \\ &\quad \max\{\max\{q_0^{kl(m-3)} - y_0^{kl(m-2)}, 0\} - y^{kl(m-1)}, 0\} \end{aligned}$$

여기서 가중치 w^{klm} 은 우선권을 고려하여 결정한다. 일반적으로 데이터 손실량이 데이터 지연량에

비해 더 중요하므로 데이터 손실량에 대한 가중치를 크게 결정하고, 지연에 민감한 데이터의 가중치를 지연에 민감하지 않은 데이터의 가중치보다 크게 결정할 수 있다. 또한, 지연횟수가 많은 데이터의 지연이 데이터 손실량으로 이어질 가능성이 높다고 볼 수 있기 때문에, 지연횟수가 많은 데이터의 지연량에 대한 가중치를 더 크게 하는 것이 바람직하다고 할 수 있다.

이제 단말 k 의 총 가중합(데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 가중합) $E_w[L^k|y^{klm}] + E_w[D^k|y^{klm}]$ 은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} & E_w[L^k|y^{klm}] + E_w[D^k|y^{klm}] \\ &= \sum_{l \in C} w^{kl0} \sum_{x_2^{kl0}=y^{kl0}}^{\infty} (x_2^{kl0} - y^{kl0}) f_2(x_2^{kl0}) \\ &+ \sum_{l \in C - \{0\}} w^{kl1} \sum_{x_1^{kl0}=y_0^{kl0}+y^{kl1}}^{\infty} (x_1^{kl0} - y_0^{kl0} - y^{kl1}) f_1(x_1^{kl0}) \\ &+ \sum_{l \in C - \{0,1\}} \sum_{m=2}^l w^{klm} \cdot \max\{y_{\max}^{klm} - y^{klm}, 0\} \end{aligned}$$

여기서 $y_{\max}^{klm} = \max\{y_0^{kl(m-2)} - y_0^{kl(m-1)}, 0\}$ 이다.

3. 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계

3.1 최적 데이터 전송률 스케줄링 모형

우선권을 고려한 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 가중합을 최소화하는 최적 데이터 전송률 스케줄링 모형 ORSM(Optimal Rate Scheduling Model)은 다음과 같이 정형화되어진다.

(ORSM)

$$\text{Min} \sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l g^{klm}(y^{klm}) \quad (1)$$

$$\text{s.t.} \sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{klm} \leq N \quad (2)$$

$$y^{klm} \leq y_{\max}^{klm}, k \in R, l \in C - \{0, 1\}, m = 2, \dots, l \quad (3)$$

$$y^{klm} \geq y_{\min}^{klm}, k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l \quad (4)$$

$$y^{klm}, k \in R, l \in C, m = 0, \dots, l : \text{nonnegative integers} \quad (5)$$

여기서

$$g^{klm}(y^{klm}) = \begin{cases} w^{kl0} \sum_{x_2^{kl0}=y^{kl0}}^{\infty} (x_2^{kl0} - y^{kl0}) f_2(x_2^{kl0}), & \text{if } l \in C, m = 0 \\ w^{kl1} \sum_{x_1^{kl0}=y_0^{kl0}+y^{kl1}}^{\infty} (x_1^{kl0} - y_0^{kl0} - y^{kl1}) f_1(x_1^{kl0}), & \text{if } l \in C - \{0\}, m = 1 \\ w^{klm} (y_{\max}^{klm} - y^{klm}), & \text{if } l \in C - \{0, 1\}, m = 2, \dots, l \end{cases}$$

이다. y_{\min}^{klm} 은 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터의 QoS(Quality of Service)를 보장하는데 필요한 최소한의 타임슬롯 수를 나타낸다. y_{\min}^{klm} 은 전송해야 하는 데이터 수량의 기대값에 대한 데이터 손실량(또는 데이터 지연량)의 기대값의 비율을 일정 수준 이하로 유지하는데 필요한 값 등으로 정할 수 있다. $y_{\max}^{klm} = \max\{y_0^{kl(m-2)} - y_0^{kl(m-1)}, 0\}$ 은 이 모형을 푸는 시점에서는 이미 알려진 t_0 시점의 값으로, 단말 k 의 지연클래스 l , 지연횟수 m 인 데이터에 할당할 필요가 있는 타임슬롯 수의 최대값을 나타낸다. 즉, 이 값 이상으로 할당할 필요는 없다.

3.2 라그랑지안 이완

(ORSM)을 해결하기 위해 라그랑지안 이완 기법(Lagrangian relaxation technique)을 적용한다. 먼저 라그랑지 승수(Lagrange multiplier) π 로 제약식 (2)를 이완하여 아래의 라그랑지안 이완 문제(RORSM)을 만든다.

(RORSM)

$$L(\pi) = \text{Min} \sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l g^{klm}(y^{klm})$$

$$+ \pi \left(\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{klm} - N \right)$$

s.t. (3), (4), (5)

$$y^{klm} \leq N, \forall k, l, m \quad (6)$$

여기서 제약식 (6)은 실행가능해의 수를 줄이기 위한 것으로, N 이 이용가능한 타임슬롯 수이므로 당연히 만족시켜야 하는 식이다.

각 $\pi \geq 0$ 에 대해서 $L(\pi)$ 는 (ORSM)의 최적 목적식 값에 대한 하한(lower bound)이다[5]. $L(\pi)$ 를 최대화하는 $\hat{\pi}$ 을 구하면 가장 큰 하한을 구할 수 있다. 즉, $L(\hat{\pi}) = \max_{\pi \geq 0} L(\pi)$ 이다.

한편, (RORSM)은 k, l, m 에 따라 하위 문제로 나누어지고, 이들 각 하위 문제는 하나의 정수 변수 y^{klm} 을 결정하는 문제가 된다. 이들 각 하위 문제는 주어진 k, l, m 에 대해 제약식 (3)~(6)을 만족하는 정수가 $\min\{y_{\max}^{klm}, N\} - y_{\min}^{klm}$ 개밖에 되지 않기 때문에 쉽게 풀 수 있다. 즉, 주어진 $\pi \geq 0$ 에 대해서 $L(\pi)$ 를 쉽게 구할 수 있다.

3.3 라그랑지 승수 갱신

$L(\pi)$ 를 최대화하는 π 를 구하기 위해 서브그라디언트 최적화 방법(subgradient optimization method)을 사용한다. 주어진 π_i 하에서의 (RORSM)의 최적해를 \hat{y}_i^{klm} 라 하자. 이 때 π_i 하에서 서브그라디언트 γ_i 는 다음과 같다.

$$\gamma_i = \sum_{k \in R} \sum_{l \in C} \sum_{m=0}^1 \hat{y}_i^{klm} - N$$

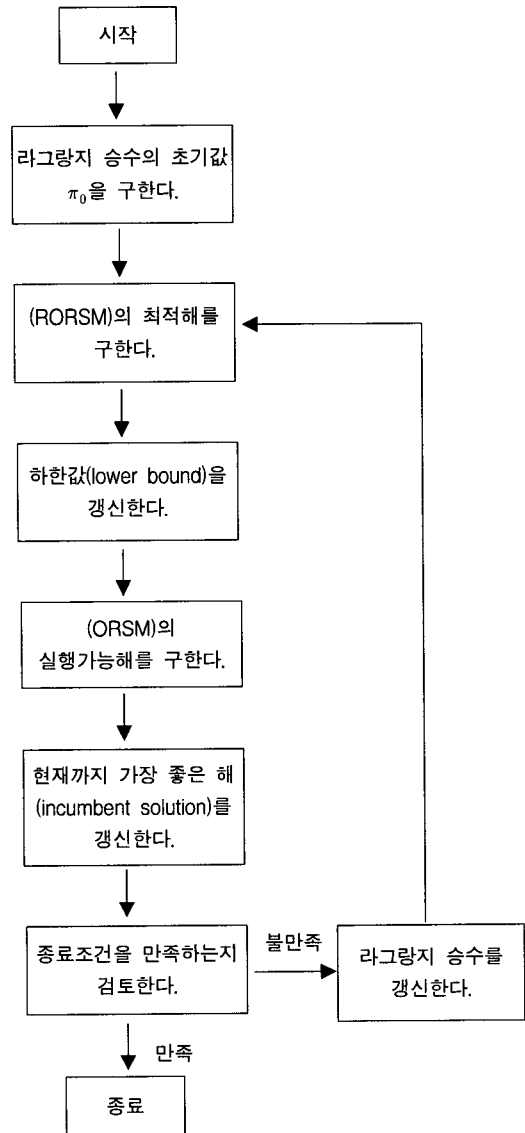
이 때 라그랑지안 승수 π 는 다음과 같이 갱신된다.

$$\pi_{i+1} = \max\{0, \pi_i + s_i \gamma_i\}$$

여기서 s_i 는 stepsize이다. Polyak이 제시한 stepsize 갱신 프로시저가 널리 활용되고 있다[6]. 또한, Polyak이 제시한 방법을 개선한 많은 stepsize 갱신 프로시저가 제시되었다[8~10].

3.4 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계

라그랑지안 이완 기법과 서브그라디언트 방법을 이용한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계의 흐름도는 [그림 5]와 같다.



[그림 5] 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계의 흐름도

[그림 5]에서 라그랑지 승수의 초기값 π_0 은 아래의 프로시저 (Find_ π)를 이용하여 구한다.

Procedure Find $_{\pi}$

Step 1.

$$FOR(\forall k, l, m)y^{klm} = y_{\min}^{klm}$$

Step 2.

$$FOR(\sum_{k,l,m} y_{\min}^{klm} + 1 \leq j \leq N)\{ \\ (k^*, l^*, m^*) = \operatorname{argmax}_{\{k,l,m|y^{klm} < y_{\max}^{klm}\}} \\ [g^{klm}(y^{klm}) - g^{klm}(y^{klm} + 1)] \\ \hat{\pi} = g^{k^*l^*m^*}(y^{k^*l^*m^*}) - g^{k^*l^*m^*}(y^{k^*l^*m^*} + 1) \\ y^{k^*l^*m^*} = y^{k^*l^*m^*} + 1 \\ \}$$

[그림 5]에서 (ORSM)의 실행가능해는 아래의 프로시저 (Feasible)을 이용하여 구한다.

Procedure Feasible

Step 1.

$$If \sum_{k,l,m} y^{klm} = N, \text{ terminate.}$$

$$If \sum_{k,l,m} y^{klm} < N, \text{ then go to Step 2.}$$

$$If \sum_{k,l,m} y^{klm} > N, \text{ then go to Step 3.}$$

Step 2.

$$FOR(1 \leq j \leq N - \sum_{k,l,m} y^{klm})\{ \\ (k^*, l^*, m^*) = \operatorname{argmax}_{\{k,l,m|y^{klm} < y_{\max}^{klm}\}} \\ [g^{klm}(y^{klm}) - g^{klm}(y^{klm} + 1)] \\ y^{k^*l^*m^*} = y^{k^*l^*m^*} + 1 \\ \}$$

Step 3.

$$FOR(1 \leq j \leq \sum_{k,l,m} y^{klm} - N)\{ \\ (k^*, l^*, m^*) = \operatorname{argmin}_{\{k,l,m|y^{klm} \geq 1\}} \\ [g^{klm}(y^{klm} - 1) - g^{klm}(y^{klm})] \\ y^{k^*l^*m^*} = y^{k^*l^*m^*} - 1 \\ \}$$

[그림 5]에서 종료조건으로는 다음의 두 가지를 사용한다.

$$T1. \gamma_i = 0$$

$$T2. \frac{UB-LB}{LB} \leq \epsilon$$

종료조건 T1의 경우, $\gamma_i = 0$ 이면 (RORM)의 최적해가 (ORSM)의 최적해이므로 종료한다. 종료조건 T2에서, UB 는 지금까지 구한 (ORSM)의 가장 좋은 목적식 값을 의미하고, LB 는 지금까지 구한 (ORSM)에 대한 가장 좋은 하한값을 나타낸다. 한편 라그랑지 승수는 Kim 등[8]이 제시한 방법을 활용하여 갱신한다.

Remark 1. $g^{klm}(y^{klm})$ 이 비증가 이산볼록함수(discrete convex function)이면, 프로시저 (Find $_{\pi}$)에 의해 구해진 $\hat{\pi}$ 하에서 얻은 (RORM)의 최적해 \widehat{y}^{klm} 는 $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l \widehat{y}^{klm} = N$ 를 만족한다(Lemma 1 참조). 한편 $\hat{\pi}$ 하에서 구한 (RORM)의 최적해 \widehat{y}^{klm} 가 $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l \widehat{y}^{klm} = N$ 를 만족하면, \widehat{y}^{klm} 은 (ORSM)의 최적해이다(Lemma 2 참조). 따라서 $g^{klm}(y^{klm})$ 이 비증가 이산볼록함수이면 (ORSM)의 최적해를 라그랑지 승수 갱신 과정 없이 프로시저 (Find $_{\pi}$)에 의해 쉽게 구할 수 있다. ■

Definition 1[13]. X 가 이산사각집합(discrete rectangle)이고, 모든 주어진 $x_1, x_2 \in X, 0 \leq \alpha \leq 1$ 에 대해서 $\min_{x \in N(\alpha x_1 + (1-\alpha)x_2)} f(x) \leq \alpha f(x_1) + (1-\alpha)f(x_2), \forall x_1, x_2 \in X$ 이면, 함수 $f: X \rightarrow R$ 은 이산볼록함수이다. 여기서 $N(t) = \{u: u \in Z, \|t-u\| < 1\}$ 는 $t \in R$ 의 이산 이웃집합(discrete neighborhood)이다. ■

Lemma 1. $g^{klm}(y^{klm})$ 이 비증가 이산볼록함수이면, 프로시저 (Find $_{\pi}$)에 의해 구해진 $\hat{\pi}$ 하에서 얻은 (RORM)의 최적해 \widehat{y}^{klm} 는 $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l \widehat{y}^{klm} = N$ 를

만족한다.

(증명) $g^{klm}(y^{klm})$ 이 비증가 이산볼록함수이면, $g^{klm}(y^{klm} - 1) - g^{klm}(y^{klm}) \leq g^{klm}(y^{klm}) - g^{klm}(y^{klm} + 1)$ 이다. 따라서 $y^{\widehat{klm}}$ 를 (Find $_{\pi}$)에 의해 구한 값이라 할 때, $y_{\min}^{klm} \leq y^{klm} \leq y^{\widehat{klm}}$ 에 대해서 $\hat{\pi} \leq g^{klm}(y^{klm} - 1) - g^{klm}(y^{klm})$ 이다. 또한, $y^{\widehat{klm}}$ 은 각 단말에 y_{\min}^{klm} 개씩 할당하고 나머지 $N - \sum_{k,l,m} y_{\min}^{klm}$ 개의 타임슬롯을 $y^{klm} \leq y_{\max}^{klm}$ 을 만족하면서 $g^{klm}(y^{klm}) - g^{klm}(y^{klm} + 1)$ 이 큰 순서대로 할당하여 얻은 값이므로, $y^{\widehat{klm}}$ 는 (RORSM)의 최적해이고 $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{\widehat{klm}} = N$ 이다. ■

Lemma 2. $y^{\widehat{klm}}$ 을 $\hat{\pi}$ 하에서 (RORSM)의 최적해라 하자. 이 때, $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{\widehat{klm}} = N$ 이면, $y^{\widehat{klm}}$ 은 (ORSM)의 최적해이다.

(증명) $\hat{\pi}$ 하에서 $y^{\widehat{klm}}$ 은 (RORSM)의 최적해이므로, $L(\hat{\pi}) = \sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l g^{klm}(y^{\widehat{klm}}) + \hat{\pi}(\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{\widehat{klm}} - N) = \sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l g^{klm}(y^{\widehat{klm}})$ 는 (ORSM)의 하한이다. 또한, $y^{\widehat{klm}}$ 는 (RORSM)의 최적해이므로 제약식 (3)~(5)를 만족하고 $\sum_{k \in R} \sum_{C_m=0}^l y^{\widehat{klm}} = N$ 이므로 $y^{\widehat{klm}}$ 는 (ORSM)의 실행가능해이다. 그리고 $y^{\widehat{klm}}$ 하에서의 (ORSM)의 목적식 값이 (ORSM)의 하한과 동일하므로 $y^{\widehat{klm}}$ 는 (ORSM)의 최적해이다. ■

Lemma 3. $f_1 : Z_+ \rightarrow R_+$ 와 $f_2 : Z_+ \rightarrow R_+$ 가 이산볼록함수이면, $g^{klm} : Z_+ \rightarrow R_+$ 도 이산볼록함수이다. 여기서 $Z_+ = \{0, 1, 2, \dots\}$ 이고, R_+ 는 음이 아닌 실수 집합을 나타낸다.

(증명) $k \in R, l \in C, m=0$ 일 때, $g^{klm}(y^{klm}) = w^{kl0} \sum_{x_2^{kl0}=y^{kl0}}^{\infty} (x_2^{kl0} - y^{kl0}) f_2(x_2^{kl0}) = w^{kl0} \sum_{t=0}^{\infty} t \cdot f_2(y^{kl0} + t)$ 이다.

그리고 $f_2(x_2^{kl0})$ 가 이산볼록함수이므로 $0 \leq \alpha \leq 1$ 에 대해서

$$\min_{x \in N(\alpha x^1 + (1-\alpha)x^2)} f_2(x) \leq \alpha f_2(x^1) + (1-\alpha)f_2(x^2), \forall x^1, x^2 \in Z_+$$

이므로,

$$\min_{y \in N(\alpha(y^1+t) + (1-\alpha)(y^2+t))} f_2(y) \leq \alpha f_2(y^1+t) + (1-\alpha)f_2(y^2+t), \forall y^1, y^2, t \in Z_+$$

이다. 그런데,

$$\min_{y \in N(\alpha(y^1+t) + (1-\alpha)(y^2+t))} f_2(y) = \min_{y \in N(\alpha y^1 + (1-\alpha)y^2)} f_2(y+t), \forall y^1, y^2, t \in Z_+$$

이므로

$$\min_{y \in N(\alpha y^1 + (1-\alpha)y^2)} t f_2(y+t) \leq \alpha f_2(y^1+t) + (1-\alpha)t f_2(y^2+t), \forall y^1, y^2, t \in Z_+$$

이다, 따라서

$$\min_{y \in N(\alpha y^1 + (1-\alpha)y^2)} \sum_{t=0}^{\infty} t f_2(y+t) \leq \alpha \sum_{t=0}^{\infty} t f_2(y^1+t) + (1-\alpha) \sum_{t=0}^{\infty} t f_2(y^2+t), \forall y^1, y^2 \in Z_+$$

이고, 결국 $k \in R, l \in C, m=0$ 일 때, $g^{klm} : Z_+ \rightarrow R_+$ 은 이산볼록함수이다.

마찬가지로 $k \in R, l \in C - \{0\}, m=1$ 일 때 $g^{klm}(y^{klm}) = w^{kl1} \sum_{x_1^{kl0}=y_0^{kl0}+y^{kl0}}^{\infty} (x_1^{kl0} - y_0^{kl0} - y^{kl0}) f_1(x_1^{kl0}) = w^{kl1} \sum_{t=0}^{\infty} t \cdot f_1(y_0^{kl0} + y^{kl0} + t)$ 이므로, $k \in R, l \in C - \{0\}, m=1$ 일 때 $g^{klm} : Z_+ \rightarrow R_+$ 는 이산볼록함수이다.

마지막으로, $l \in C - \{0, 1\}, m=2, \dots, l$ 일 때 $g^{klm}(y^{klm}) = w^{klm}(y_{\max}^{klm} - y^{klm})$ 는 선형이므로 이산볼록함수이다. 결국 $g^{klm} : Z_+ \rightarrow R_+$ 는 이산볼록함수이다. ■

4. 실험 결과

여기에서는 제 3장에서 제시한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계의 성능을 실험을 통해 분석한다. 실험에서 단말의 집합 $R = \{1, 2, \dots, 10\}$ 로 가정하였고, 지연클래스의 집합 $C = \{0, 1, 2, 3, 4\}$ 로 가정하였다. 가중치 w^{klm} 은 다음과 같이 가정하였다.

$$w^{klm} = \begin{cases} p \times \bar{l}, & \text{if } m=l \\ 0.5 - (l-m)/10, & \text{otherwise} \end{cases}$$

여기서 \bar{l} 는 자연클래스의 집합 C 의 원소 중 최댓값을 나타낸다. p 는 최대 지연횟수에 도달한 데이터에 대한 가중치를 조정하기 위한 패러미터로, 실험에서는 $p=0.2, 0.4, 0.6, 0.8, 1.0$ 을 사용하였다. p 가 클수록 전송되지 않으면 바로 손실되는 데이터에 대한 가중치를 더 높게 부여하는 것이 된다. 한편, 지연횟수가 많은 데이터의 지연량에 대한 가중치를 더 크게 설정하고 있다.

$f_1(x_1^{k10})$ 과 $f_2(x_2^{k10})$ 은 두 가지 경우로 가정하였다. 먼저, 이산볼록함수인 최소값이 0이고 최댓값이 λ^{k10} 인 이산일양분포를 따른다고 가정하였다. 즉,

$$f_1(x_1^{k10}) = f_2(x_2^{k10}) = \frac{1}{\lambda^{k10} + 1}, x_1^{k10}, x_2^{k10} = 0, 1, 2, \dots, \lambda^{k10}$$

이다. 단, 여기서 $\lambda^{k10} = 20 - (k-1)$ 로 가정하였다. Lemma 3에 의해 $f_1(x_1^{k10})$ 과 $f_2(x_2^{k10})$ 이 이산볼록함수이면, $g^{klm}(y^{klm})$ 도 이산볼록함수이다. 따라서 Remark 1에 의해 최적해를 쉽게 구할 수 있다.

다음으로 $f_1(x_1^{k10})$ 과 $f_2(x_2^{k10})$ 가 평균이 λ^{k10} 인 포아송분포를 따른다고 가정하였다. 즉,

$$f_1(x_1^{k10}) = \frac{e^{-\lambda^{k10}} (\lambda^{k10})^{x_1^{k10}}}{x_1^{k10}!}, x_1^{k10} = 0, 1, 2, \dots$$

$$f_2(x_2^{k10}) = \frac{e^{-\lambda^{k10}} (\lambda^{k10})^{x_2^{k10}}}{x_2^{k10}!}, x_2^{k10} = 0, 1, 2, \dots$$

이다. 단, 여기서 $\lambda^{k10} = 20 - (k-1)$ 로 가정하였다.

y_0^{kl0} (단, $l \in C - \{0\}$)는 다음과 같이 가정하였다.

$$y_0^{kl0} = \begin{cases} \frac{\lambda^{k10}}{\sum_{k,l} \lambda^{k10}} * \frac{N}{10}, & \text{if } l=1 \\ 0, & \text{if } l \geq 2 \end{cases}$$

$y_{\min}^{klm} = 0$ 으로 가정하였고, y_{\max}^{klm} (단, $l \in C - \{0, 1\}$,

$m=2, \dots, l$)은 다음과 같이 가정하였다.

$$y_{\max}^{klm} = \begin{cases} 10 - (k-1), & m \text{이 짝수이면} \\ k, & m \text{이 홀수이면} \end{cases}$$

종료조건에서 $\epsilon = 10^{-7}$ 으로 가정하였다.

$f_1(x_1^{k10})$ 과 $f_2(x_2^{k10})$ 가 이산일양분포를 따르는 경우에 대한 실험 결과가 <표 2>~<표 7>에 정리되어 있다. <표 2>에는 $N=500, p=0.6$ 일 때의 단말별 자연클래스별 타임슬롯 할당 수가 정리되어 있다. 앞에서 가정한 가중치의 영향으로 데이터 손실량과 지연횟수가 많은 데이터의 지연량을 줄이는 방향으로 타임슬롯 할당이 이루어졌다는 것을 알 수 있다. 자연클래스 0의 지연횟수 0과 자연클래스 1의 지연횟수 1의 경우, 데이터 손실량을 줄이기 위해 이산일양분포 $f_1(x_1^{k10})$ 과 $f_2(x_2^{k10})$ 에 따른 기대값을 최소화하는 방향으로 타임슬롯이 할당되었다. 자연클래스 2의 지연횟수 2, 자연클래스 3의 지연횟수 3, 자연클래스 4의 지연횟수 4등의 경우, 데이터 손실량을 줄이기 위해 앞에서 가정한 y_{\max}^{klm} 만큼 모두 할당되었다.

<표 2> 단말별 자연클래스별 타임슬롯 할당 수 ($N=500, p=0.6$, 이산일양분포)

k \ m	l				
	0	1	2	3	4
	0	0 1	0 1 2	0 1 2 3	0 1 2 3 4
1	17	0 16	0 0 10	0 0 7 1	0 0 0 1 10
2	16	0 15	0 0 9	0 0 7 2	0 0 0 2 9
3	15	0 14	0 0 8	0 0 7 3	0 0 0 2 8
4	15	0 14	0 0 7	0 0 7 4	0 0 0 2 7
5	14	0 13	0 0 6	0 0 6 5	0 0 0 3 6
6	13	0 13	0 0 5	0 0 5 6	0 0 0 3 5
7	12	0 12	0 0 4	0 0 4 7	0 0 0 3 4
8	11	0 11	0 0 3	0 0 3 8	0 0 0 3 3
9	10	0 10	0 0 2	0 0 2 9	0 0 0 3 2
10	10	0 10	0 0 1	0 0 1 10	0 0 0 3 1

주) k: 단말, l: 자연클래스, m: 지연횟수.

<표 3>에는 N 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합, 데이터 지연량 기대값의 가중합, 총 가중합의 변화가 정리되어 있다(단, $p=0.6$). N 값이 클수록 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합이 작다는 것을 알 수 있다. <표 4>에는 p 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합, 데이터 지연량 기대값의 가중합, 총 가중합의 변화가 정리되어 있다(단, $N=500$). p 값이 클수록 데이터 손실량 기대값의 가중합은 작고, 데이터 지연량 기대값의 가중합은 크다. p 값이 클수록 최대 지연횟수에 도달한 데이터에 더 큰 가중치를 부여하는 것이므로 데이터 손실량 기대값의 가중합을 줄이는 방향으로 스케줄링이 이루어진다. 실험은 Pentium PC(3.2GHz)에 수행되었고, 100문제를 연속적으로 풀어 본 결과 한 문제당 약 6ms가 소요되었다.

<표 3> N 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합의 변화 ($p=0.6$, 이산일양분포)

N	총 가중합	데이터 손실량 기대값의 가중합	데이터 지연량 기대값의 가중합
300	331.95	124.20	207.75
400	233.19	25.44	207.75
500	188.52	10.37	178.15
600	150.41	6.14	144.27
700	120.25	4.98	115.27

<표 4> p 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합의 변화($N=500$, 이산일양분포)

p	총 가중합	데이터 손실량 기대값의 가중합	데이터 지연량 기대값의 가중합
1	192.72	5.77	186.95
0.8	191.14	7.39	183.75
0.6	188.52	10.37	178.15
0.4	183.11	15.36	167.75
0.2	169.55	22.34	147.21

<표 5>에는 N 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 정리되어 있다(단, $p=0.6$). <표 6>에는 p 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 정리되어 있다(단, $N=500$). <표 5>와 <표 6>은 가중치를 제외한 실제 데이터 손실량과 데이터 지연량의 크기 변화를 알아보기 위한 것이다. N 값이 클수록 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 작다. p 값이 클수록 데이터 손실량 기대값은 작고, 데이터 지연량 기대값은 크다.

<표 5> N 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 변화($p=0.6$, 이산일양분포)

N	데이터 손실량 기대값	데이터 지연량 기대값
300	51.75	707.50
400	10.60	707.50
500	4.32	633.50
600	2.56	548.80
700	2.08	460.18

<표 6> p 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 변화($N=500$, 이산일양분포)

p	데이터 손실량 기대값	데이터 지연량 기대값
1	1.44	655.50
0.8	2.31	647.50
0.6	4.32	633.50
0.4	9.60	607.50
0.2	27.93	556.16

<표 7>에는 데이터 지연량을 고려한 경우($p=1.0$)(Case 1), 데이터 지연량을 고려하지는 하지만 데이터 손실량에 절대적 우선권을 부여한 경우(p 값을 상대적으로 아주 큰 값으로 지정)(Case 2), 데이터 지연량을 고려하지 않은 경우(데이터 지연량에 대한 가중치를 0으로 지정)(Case 3)에

대한 결과가 정리되어 있다. Case 1은 Case 2와 Case 3에 비해 데이터 손실량 성과는 좋지 못하고, 데이터 지연량 성과는 더 좋다. Case 2는 Case 3과 비교해 볼 때, 데이터 손실량 성과는 동일하지만 데이터 지연량 성과는 더 좋다고 할 수 있다.

<표 7> 데이터 지연량 고려 형태에 따른 결과 비교 (N=500, 이산일양분포)

Case	데이터 손실량 기대값	데이터 지연량 기대값
Case 1	1.44	655.50
Case 2	0.00	677.50
Case 3	0.00	-

$f_1(x_1^{k|0})$ 과 $f_2(x_2^{k|0})$ 가 포아송분포를 따르는 경우에 대한 실험 결과가 <표 8>~<표 11>에 정리되어 있다. <표 8>에는 N값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합, 데이터 지연량 기대값의 가중합, 총 가중합의 변화가 정리되어 있다(단, $p=0.6$). N값이 클수록 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합이 작다는 것을 알 수 있다. <표 9>에는 p값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합, 데이터 지연량 기대값의 가중합, 총 가중합의 변화가 정리되어 있다(단, N=600). p값이 클수록 데이터 손실량 기대

<표 8> N값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합의 변화(p=0.6, 포아송분포)

N	총 가중합	데이터 손실량 기대값의 가중합	데이터 지연량 기대값의 가중합
400	547.84	192.84	355.00
500	400.54	45.54	355.00
600	350.54	19.14	331.40
700	310.14	19.14	291.00
800	269.46	18.35	251.11

<표 9> p값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값의 가중합과 데이터 지연량 기대값의 가중합의 변화(N=600, 포아송분포)

p	총 가중합	데이터 손실량 기대값의 가중합	데이터 지연량 기대값의 가중합
1	359.60	16.20	343.40
0.8	355.71	17.91	337.80
0.6	350.54	19.14	331.40
0.4	342.67	20.07	322.60
0.2	326.68	24.88	301.80

값의 가중합은 작고, 데이터 지연량 기대값의 가중합은 크다. 실험은 Pentium PC(3.2GHz)에 수행되었고, 100문제를 연속적으로 풀어 본 결과 한 문제당 약 10ms가 소요되었다. $f_1(x_1^{k|0})$ 과 $f_2(x_2^{k|0})$ 가 포아송분포를 따르는 경우 $g^{klm}(y^{klm})$ 가 이산볼록함수가 아니기 때문에 $f_1(x_1^{k|0})$ 과 $f_2(x_2^{k|0})$ 가 이산일양분포를 따르는 경우보다 좀 더 많은 시간이 소요되었다.

<표 10>에는 N값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 정리되어 있다(단, $p=0.6$). <표 11>에는 p값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 정리되어 있다(단, N=600). <표 10>과 <표 11>은 가중치를 제외한 실제 데이터 손실량과 데이터 지연량의 크기 변화를 알아보기 위한 것이다. N

<표 10> N값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 변화(p=0.6, 이산일양분포)

N	데이터 손실량 기대값	데이터 지연량 기대값
400	80.35	1250.00
500	18.97	1250.00
600	7.97	1191.00
700	7.97	1090.00
800	7.65	990.26

〈표 11〉 p 값의 변화에 따른 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 변화($N=600$, 이산일양분포)

p	데이터 손실량 기대값	데이터 지연량 기대값
1	4.05	1221.00
0.8	5.60	1207.00
0.6	7.97	1191.00
0.4	12.54	1169.00
0.2	31.10	1117.00

값이 클수록 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값이 작다. p 값이 클수록 데이터 손실량 기대값은 작고, 데이터 지연량 기대값은 크다.

5. 결 론

본 논문에서는 데이터의 지연 특성에 따라 구분되는 각 데이터 유형별로 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값을 분석하고, 우선권을 고려한 데이터 손실량 기대값과 데이터 지연량 기대값의 가중합을 최소화하는 최적 데이터 전송률 스케줄링 모형을 제시하였다. 또한, 제시한 모형을 빠른 시간 내에 해결할 수 있는 라그랑지안 이완 기법과 서브그라디언트 기법을 이용한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계를 제시하였다. 실험을 통해 제시한 동적 데이터 전송률 스케줄링 체계가 데이터 손실량 가중합과 데이터 지연량 가중합을 최소화하는 데이터 전송률 스케줄링 방법을 빠른 시간 내에 제공한다는 것을 확인할 수 있었다.

참 고 문 헌

- [1] Chang, K.-N. and Park, Y.-J. "Optimal buffer and timeslot allocation scheme for broadband satellite networks," *Journal of the Korean Operations Research and Management Science Society*, Vol.31, No.1(2006), pp.117-129.
- [2] Chiti, F. R. Fantacci, D. Tarchi, S. Kota, and T. Pecorella, "QoS provisioning in GEO satellite with onboard processing using predictor algorithms," *IEEE Wireless Communications*, Vol.12, No.5(2005), pp.21-27.
- [3] ETSI, Digital video broadcasting (DVB): Interaction channel for satellite distribution systems, ETSI EN 301 790 (V.1.2.2), 2000.
- [4] Farserotu, J. and R.A. Prasad, "A survey of future broadband multimedia satellite systems, issues and trends," *IEEE Communications Magazine*, (2000), pp.128-133.
- [5] Geoffrion, A.M., Lagrangean relaxation for integer programming, *Mathematical Programming Study*, Vol.2(1974), pp.82-114.
- [6] Held, M., P. Wolfe, and H. Crowder, "Validation of subgradient optimization," *Mathematical Programming*, Vol.6(1974), pp.62-88.
- [7] Iuoras, N. and T. Le-Ngoc, "Dynamic capacity allocation for quality-of-service support in IP-based satellite networks," *IEEE Wireless Communications*, Vol.12, No.5(2005), pp.14-20.
- [8] Kim, S. H. Ahn, and S. Cho, "Variable target value subgradient method," *Mathematical Programming*, Vol.49(1991), pp.359-369.
- [9] Kim, S. and S. Koh, "On Polayk's improved subgradient method," *Journal of Optimization Theory and Applications*, Vol.57, No.3 (1988), pp.355-360.
- [10] Kim, S., S. Koh, and H. Ahn, "Two-direction subgradient method for nondifferentiable optimization problems," *Operations Research Letters*, Vol.6(1987), pp.43-46.
- [11] Lee, K.-D., "An efficient real-time method for improving intrinsic delay of capacity allocation interactive GEO satellite networks,"

- IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol.53, No.2(2004), pp.538-546.
- [12] Le-Ngoc, T. V. Leung, P. Takats, and P. Garland, "Interactive multimedia satellite access communications," IEEE Cmmunications Magazine, Vol.41, No.7(2003), pp.78-85.
- [13] Miller, B. L. "On minimizing nonseparable functions defined on the integers with an inventory application," SIAM Journal on Applied Mathematics, Vol.21, No.1(1971), pp.166-185.
- [14] Neale, J. R. Green, and A. Landovskis, "Interactive channel for multimedia satellite networks," IEEE Communications Magazine, (2001), pp.192-198.
- [15] Jiang Z., and V.C.M. Leung, "A predictive demand assignment multiple access protocol for Internet access over broadband satellite networks," International Journal of Satellite Communication and Networking, Vol.21 (2003), pp.451-467.