

멀티밴드 해양통신망에서 전송주기를 보장하는 최소 비용의 망 선택 기법

준회원 조 구 민*, 정회원 윤 창 호**, 종신회원 강 충 구*

The Minimum-cost Network Selection Scheme to Guarantee the Periodic Transmission Opportunity in the Multi-band Maritime Communication System

Kumin Cho* Associate Member, Changho Yun** Regular Member,
Chung G. Kang* Lifelong Member

요 약

본 논문은 멀티밴드 해양통신망에서 선적 정보를 주기적으로 전송할 때 발생하는 비용을 최소화하기 위해 가능한 네트워크의 전송 비용과 주어진 허용 가능한 최대 지연 범위 이내에서 예상되는 최소 평균 전송 비용을 비교하여 전송 시점을 결정하는 방안을 제시한다. 이때 전송 시점과 해당 네트워크의 선택 과정을 Markov Decision Process (MDP)로 모델링하며, 이에 따라 각 밴드에서의 채널 상태를 2-State Markov Chain으로 모델링하고 평균 전송 비용을 Stochastic Dynamic Programming을 통해 계산한다. 이를 통해 최소 비용의 망 선택 방식이 도출되었으며, 제안된 방식을 사용할 때 고정 주기를 사용하여 정보를 전송하는 방식에 비해 상당한 망 사용 비용을 절감할 수 있음을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 보인다.

Key Words : Multi-band Maritime Communication Systems, Markov Decision Process(MDP), Stochastic Dynamic Programming(SDP), Network Selection

ABSTRACT

This paper presents the minimum-cost network selection scheme which determines the transmission instance in the multi-band maritime communication system, so that the shipment-related real-time information can be transmitted within the maximum allowed period. The transmission instances and the corresponding network selection process are modeled by a Markov Decision Process (MDP), for the channel model in the 2-state Markov chain, which can be solved by stochastic dynamic programming. It derives the minimum-cost network selection rule, which can reduce the network cost significantly as compared with the straight-forward scheme with a periodic transmission.

I. 서 론

해양통신망은 HF 대역에서 지상과의 통신을 위한

패킷 라디오 장비인 PACTOR와 VHF 대역에서 선박의 상황을 감시하고 항행 관련 정보를 수신하며 선박 간 안전을 위한 Automatic Identification System

* 본 연구결과는 국토해양부의 “기반 해운 물류 체계 구축을 위한 기반기술 연구” 과제에서 수행된 연구결과 중 일부를 밝히며, 연구비 지원에 감사드립니다.

* 고려대학교 전기전자전파공학과 무선정보시스템공학 연구실 ({kumin84, ccgkang}@korea.ac.kr)

** 한국해양연구원 해양시스템안전연구소 (sgn0178@moeri.re.kr)

논문번호 : KICS2010-09-463, 접수일자 : 2010년 9월 30일, 최종논문접수일자 : 2011년 1월 14일

(AIS) 등으로 구성되며, 또한 INMARSAT을 통해 위성통신을 지원하기도 한다¹⁻³⁾. 또한, 최근에는 근해에서 무선 LAN이나 이동통신망으로 접속이 가능하여 다양한 통신 수단이 선택적으로 사용될 수 있는 환경으로 바뀌고 있다. 이러한 멀티대역 해양통신망을 통해 선적된 화물의 위치 및 상태(예를 들어, 온도 및 습도) 등에 대한 감시 정보를 지상에서 주기적으로 보고 받을 수 있는 수단이 요구된다⁴⁾. 예를 들어, 지상에서 필요한 선적 정보를 선주에게 지속적으로 보고하고, 필요에 따라서는 제어까지 가능한 서비스가 제공될 수 있다. 그러나 이들 멀티대역 통신망은 주파수 대역과 통신 환경에 따라 커버리지와 링크의 신뢰성이 다르고, 또한 이용 요금도 서로 상이하다. 따라서 선박에서 주기적으로 선적 정보를 송신하기 위해서는 상시적으로 비용이 낮은 망으로의 접속이 바람직하며, 또한 해당 정보에 대한 실시간성을 확보하기 위해서는 정해진 전송 주기를 보장할 필요가 있다.

본 논문에서는 최소의 비용으로 멀티밴드 해양통신망에서 주기적인 전송을 보장하기 위한 망 선택 기법을 제안한다. 서비스에서 요구되는 전송 주기를 보장하기 위해 고정 주기로 전송할 경우에는 전송 시점에 비용이 낮은 망이 가용하지 않을 경우에는 보다 비용이 높은 망을 통해 전송해야 하는 문제가 발생한다. 따라서 전송 비용을 최소화하기 위해서는 최대 허용 가능한 최대 지연 범위(즉, 요구 전송 주기) 내에서 각 네트워크의 채널 상태를 고려하여 비용을 최소화할 수 있는 적절한 네트워크와 해당 전송 시점을 결정해야 한다. 본 논문에서는 전송 시점과 해당 네트워크의 선택 과정을 Markov Decision Process (MDP)로 모델링하며, 이를 위해 각 밴드에서의 채널 상태를 2-State Markov Chain으로 모델링하고 평균 전송 비용을 Stochastic Dynamic Programming을 통해 계산한다. 이를 통해 현재의 위치에서 가용한 네트워크에서 해당 전송 비용과 주어진 허용 가능한 최대 지연 범위 이내에서 예상되는 최소 평균 전송 비용을 비교하여 전송 시점을 결정하는 방안을 제시한다. 여기서 최소 비용의 망 선택 방식이 도출되었고, 이 방식은 고정 주기를 사용하여 정보를 전송하는 방식에 비해 상당한 비용절감 효과가 있음을 보이고자 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2절에서는 네트워크 모델과 채널모델을 제시하고, 3절에서는 멀티밴드 네트워크에서 전송 비용을 최소화하기 위한 망 선택 문제에 대한 정식화를 다룬다. 그리고 4절에서는 전송 시점과 해당 네트워크의 선택 과정을 Markov Decision Process로 모델링하여 최적의 전송시점에

따른 네트워크 선택을 위한 방식을 제시한다. 한편, 5장에서는 시뮬레이션을 통해 고정 전송 방식과 제안 방식의 전송 비용을 비교하고, 마지막으로 6장에서 본 논문의 결론을 맺는다.

II. 문제의 개요 및 시스템 모델

2.1 멀티밴드 해양통신망에서의 주기적 전송문제

2~24MHz대의 HF 대역은 밤과 낮에 따라 커버리지가 약 500~1300km로 달라지며, 156~174MHz대의 VHF 대역은 커버리지가 100km 이내로 제한된다. 또한, 날씨와 주변 환경에 따라 무선 채널의 특성이 지속적으로 변하므로 선박에서 신뢰성 있는 링크를 확보하기 위해서는 멀티밴드 시스템에서 각 네트워크의 가용성을 지속적으로 감시해야 한다. 즉, 가장 낮은 비용의 네트워크에 접속하다가 일시적으로 해당 링크의 상태가 열화되어 접속을 유지하지 못할 경우에는 가용한 다른 네트워크를 선택하여 수직적 핸드오버(vertical handover)를 수행할 수 있다^{5,6)}.

한편, 주어진 고정 주기(예를 들어, 수십 초 또는 수 분) 내에 선적 정보에 대한 보고를 보장하기 위해서는, 그 해당 주기마다 채널을 감시하여 전송을 시도할 수 있다. 이때, 해당 주기에서 링크가 가용하지 않을 경우에는 그 다음으로 비용이 낮은 네트워크로 핸드오버를 수행할 수 있다. 따라서 이와 같은 전송주기를 보장하기 위해서 보다 비싼 전송 비용을 감수해야 하는 상황이 발생하게 된다. 하지만, 요구되는 전송 주기를 보장하면서도 보다 낮은 접속 비용이 발생하도록 하기 위해, 전송 주기보다 이전에 비용이 낮은 망을 통해 미리 전송을 수행함으로써 경제성을 확보하는 것이 가능하다. 이를 위해서는 채널 상태 변화를 적절히 모델링하여 각 링크의 가용성을 미리 예측하고, 언제 전송을 하는 것이 비용 측면에서 유리한지를 판단할 수 있어야 한다.

2.2 시스템 모델

본 연구에서 고려하는 멀티대역 해양통신망에는 서로 다른 대역에서 동작하는 N 개의 네트워크가 존재한다고 가정한다. i 번째 네트워크를 이용하여 주기마다 일정한 길이의 감시 정보를 전송할 때 소요되는 비용을 C_i 라고 하자($i=1,2,\dots,M$). 여기서 편의상, $C_1 \leq C_2 \leq \dots \leq C_{N-1} \leq C_N$ 라고 가정한다. 매 슬롯 단위로 각 네트워크의 채널 상태를 감시할 수 있으며, 이때 각 슬롯에서 채널 상태에 따라 가용한 어떤 네트워크에서 전송할 수 있다. 주기적인 정보 전송에

소요되는 비용을 최소화하기 위해서는 적절한 시점에서 가장 비용이 적게 발생하는 네트워크를 선택하여 전송하게 된다. 이때, 각 감시 정보 메시지의 전송에 대해서는 최대 T_{\max} (seconds)의 보고 지연시간을 허용할 수 있으나, 필요에 따라서는 이 시간보다 이전에 전송할 수도 있다. 그러나 T_{\max} 주기보다 빈번하게 전송할 경우에는 불필요한 비용이 발생할 수 있다. 한편, 최대 T_{\max} 의 주기로 전송할 경우에는, 링크가 가용하지 못한 상황이 발생하였을 때 T_{\max} 의 주기를 보장하기 위해 현재 가용한 다른 네트워크를 선택해야 하므로 전송 비용이 증가할 수 있다. 따라서 각 링크의 가용성과 전송비용간에는 밀접한 관련이 있으며, 궁극적으로 평균 전송 비용을 최소화하기 위한 망 선택 기법이 요구된다.

선택된 네트워크에서 순시적인 채널의 열화에 따라 전송에 실패했을 경우에는 동일한 감시 정보 메시지를 재전송하지 않는다고 가정한다. 즉, 특정 시점에서 생성된 메시지는 단 한번만 전송하고, 실패했을 경우에는 다음 슬롯에서 현재의 감시 정보를 반영한 새로운 메시지를 생성하여 전송한다. 한편, N 번째 네트워크는 항상 전송이 가능한 네트워크로서, 어떤 최악의 상황에서도 전송이 가능한 백업 네트워크라고 가정한다. 예를 들어, 이는 INMARSAT처럼 항시 접근이 가능한 네트워크로서, 일반적으로 가장 전송 비용이 큰 네트워크에 해당된다.

2.3 채널모델

각 대역에서의 채널 상태는 슬롯 단위로 변동하며, 대역 간에는 독립성을 갖는다고 가정한다. 이때 슬롯 길이는 주기적인 정보를 전송하기 위한 최소한의 시간으로 볼 수 있으며, 이 단위로 채널의 상태를 good과 bad로 구분할 수 있다. good 상태에 있는 네트워크에서 전송하는 메시지는 항상 성공한다고 가정하고, bad 상태에서는 항상 실패한다고 가정한다. 따라서 각 네트워크의 채널 상태는 매 슬롯마다 good과 bad 상태를 천이하는 Gilbert-Elliot 채널 모델을 따른다고 가정한다⁷⁾. 즉, 각 네트워크의 무선 채널을 good과 bad 상태를 천이하는 2-state Markov Chain로 모델링하며, 이때 i 번째 네트워크가 good 상태에서 bad 상태로, 그리고 bad 상태에서 good 상태로 천이할 확률을 각각 p_i 와 q_i 라고 하자(그림 1 참조). 이때 매 슬롯마다 각 네트워크의 채널 상태는 서로 독립적이다.

i 번째 네트워크의 채널이 초기에 good과 bad 상태에 있을 확률을 각각 $p_{i,g}^{(0)}$ 와 $p_{i,b}^{(0)}$ 라고 하면, n 슬롯 후

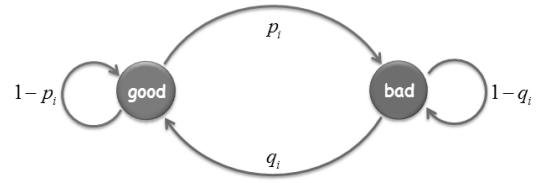


그림 1. Gilbert-Elliot 채널 모델

에 각각 good과 bad 상태에 있을 확률 $p_{i,g}^{(n)}$ 와 $p_{i,b}^{(n)}$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$\begin{bmatrix} p_{i,g}^{(n)} & p_{i,b}^{(n)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} p_{i,g}^{(0)} & p_{i,b}^{(0)} \end{bmatrix} (\mathbb{P}_i)^n \quad (1)$$

(1)식에서 \mathbb{P}_i 는 상태천이 행렬로서 다음과 같이 주어지며,

$$\mathbb{P}_i = \begin{bmatrix} 1-p_i & p_i \\ q_i & 1-q_i \end{bmatrix} \quad (2)$$

n 이 무한대로 가면 안정 상태가 된다. 이때 good과 bad 상태에 있을 확률을 각각 $\pi_{i,g}$ 와 $\pi_{i,b}$ 라고 정의하면, $\vec{\pi}_i = [\pi_{i,g} \ \pi_{i,b}]$ 에 대해 $\vec{\pi}_i = \vec{\pi}_i \mathbb{P}_i$ 의 관계가 성립된다⁸⁾.

III. 문제의 정식화

본 논문에서는 멀티밴드 해양통신망에서 항해 중에 선적된 화물의 상태 감시 정보를 주기적으로 육상기 지국에 전송하고, 이때 감시 정보의 길이는 항상 고정된 값을 갖는다고 가정한다. 이를 통해 육상에 있는 선주가 최대 T_{\max} 의 주기로 한 번씩 화물의 실시간 상태 감시 정보를 확인하기를 원한다고 가정한다. 이를 위한 가장 단순한 접근 방법은 T_{\max} 의 고정 주기로 전송하는 것이며, 이때 해당 주기마다 가용한 네트워크 중에서 가장 비용이 낮은 네트워크를 선택하여 전송할 수 있다. N 번째 네트워크는 항상 가용하다고 가정하기 때문에, 특정 순간에 가용한 네트워크는 적어도 한 개 이상 존재한다.

j 번째 전송이 수행되는 슬롯의 시간을 t_j 라고 하자 ($j = 1, 2, \dots$). j 번째 전송이 네트워크 i 에서 수행된다면, $(j-1)$ 번째 전송부터 j 번째 전송이 수행되는 시점까지의 시간간격을 T_j 라고 하자(즉, $T_j = t_j - t_{j-1}$). 이때 최대 허용 가능한 전송 주기가 T_{\max} 이므로 $T_j \leq T_{\max}$ 이어야 하고, 따라서 $t_j < t_{j+1} \leq t_j + T_{\max}$ 이다. 네트워크의 전송비용은 단위 시간당 전송된 비

트 수에 의해 결정되고, j 번째 전송이 네트워크 i 를 통해 T_j 의 간격으로 전송하는 경우에 전송 비용을 다음과 같이 슬롯당 전송 비용으로 정의한다.

$$C_i(t_j) = C_i / T_j, \quad T_j = 1, 2, \dots, T_{\max} \quad (3)$$

여기서 전송을 수행할 때 가용한 네트워크 중에서 가장 낮은 비용의 네트워크를 통해서 전송하는 것이 합리적인 선택이다. 이때 t_j 에서 네트워크 i 가 가용할 경우와 가용하지 않을 경우를 각각 1과 ∞ 의 값을 갖는 지시자 δ_j 로 정의하면 t_j 에서의 최소 슬롯당 전송 비용은 $C_i^*(t_j) = C_i / T_j$ 로 주어지며, 이때 i^* 는 해당 슬롯에서 가용한 네트워크 중에서 비용이 가장 낮은 네트워크로서 다음과 같이 결정된다.

$$i^* = \underset{i=1,2,\dots,N}{\operatorname{argmin}} \left\{ \frac{C_i \delta_j}{T_j} \right\} \quad (4)$$

한편, 슬롯당 전송 비용의 시간평균(\bar{C})은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\bar{C} = \lim_{J \rightarrow \infty} \frac{1}{J} \sum_{j=1}^J C_{i^*}(T_j) \quad (5)$$

만일 모든 채널의 상태를 미리 알고 있다면 평균 슬롯당 전송비용을 최소화하기 위해 모든 가능한 t_j 에서 $C_{i^*}(t_j)$ 를 최소화하는 T_j 를 계산하여 전송을 할 것이다. 그러나 실제의 경우에는 미래의 채널 상태를 미리 알 수 없기 때문에 매 슬롯마다 전송 여부를 결정해야 하며, 이때 미래의 채널 상태는 2절의 채널 모델에 따라 확률적으로 나타낼 수 있다. 단, 네트워크 선택 및 전송 여부를 결정해야 하는 현재의 슬롯에서는 각 네트워크의 채널 상태에 따른 가용성은 알고 있다고 가정한다.

슬롯당 전송비용을 최소화하기 위해 전송슬롯을 결정하는 과정을 Markov Decision Process (MDP)로 모델링할 수 있다⁹⁾. 여기서, 한 주기에 걸쳐 사용자가 매 슬롯에서 전송 여부를 결정하는 과정을 전략(strategy, S)이라고 한다. t 번째 슬롯에서 전체 네트워크의 채널 상태를 x_t 로 나타내며, 이때 항상 가용한 N 번째 네트워크를 제외한 나머지 $(N-1)$ 개의 네트워크가 good 또는 bad 상태로 존재하므로 모든 가능한 상태의 집합 χ 는 2^{N-1} 가지 경우의 수가 존재한다.

한편, 네트워크의 주어진 채널 상태 x_t 에 대해서 취할 수 있는 행동을 a_t 로 나타내며, 이는 각각 “전송(report)” 또는 “전송하지 않음(silence)”의 행동을 취할 수 있다. 즉, a_t 의 모든 가능한 집합 A 는 2가지 경우의 수가 존재하며, 만약 a_t 가 “전송”이라면 $C_{i^*}(t)$ 의 비용으로 전송한다. 즉, 매 슬롯 t 에서 사용자가 해당 슬롯의 상태 x_t 를 보고 그에 따른 행동 a_t 를 하였을 때 발생하는 슬롯당 전송비용을 $c_t(x_t, a_t)$ 로 나타내면, 이는 다음과 같이 주어진다.

$$c_t(x_t, a_t) = \begin{cases} 0, & a_t = s(\text{ilence}) \\ C_{i^*}(t), & a_t = r(\text{eport}) \end{cases} \quad (6)$$

(6)에서, 이전에 전송이 이루어진 시점에서부터 t 번째 슬롯에서 전송을 하지 않았을 때는(즉, $a_t = s$) 슬롯당 전송비용이 발생하지 않는다. 하지만, t 번째 슬롯에서 전송을 수행했을 때는(즉, $a_t = r$) 한 주기가 끝나기 때문에 해당 주기의 슬롯당 전송비용은 $C_{i^*}(t)$ 가 된다. 따라서 하나의 전송 주기 T 동안 사용자의 전략 S 에 의해 결정되는 슬롯당 전송비용을 $E(x|S)$ 로 나타내면, 이는 다음과 같이 표현된다.

$$E(x|S) = \sum_{t=1}^T c_t(x_t, a_t), \quad 1 \leq T \leq T_{\max} \quad (7)$$

(7)의 슬롯당 전송비용을 최소화하는 최적의 전략(optimal strategy)은 매 슬롯에서 최적의 행동(optimal action)을 수행했을 때 달성될 수 있다. (7)을 최소화하기 위해서는 (6)에서 $a_t = r$ 가 (3)과 같이 시간에 따라 비용이 감소하므로 전송을 최대한 지연하는 것이 바람직하므로 매 슬롯마다 $a = s$ 를 선택하는 것이 해당 슬롯에서 최적의 선택이 될 것이며, 이에 따라 결국 T_{\max} 의 주기로 전송할 것이라 생각할 수 있다. 그러나 실제로는 $t = T_{\max}$ 에서 낮은 비용의 네트워크가 가용하지 않을 수 있기 때문에 $t \leq T_{\max}$ 에서 채널의 특성에 따라 슬롯당 전송 비용이 최소화 될 것으로 예상되는 시점에서 전송해야 한다. 따라서 매 슬롯마다 현재의 전송비용과 계산되는 예상 전송 비용을 비교하여 전송 여부를 결정해야 하며, 4절에서는 이와 같은 관점에서 전송 비용을 최소화할 수 있도록 매 슬롯에서 최적의 행동을 결정하는 방안에 대해서 살펴본다.

IV. 최소 비용의 망 선택 방식

앞 절에서 전체의 전송 비용을 최소화하기 위해서는 매 슬롯에서 최적의 결정을 위한 행동을 취해야 함을 확인하였다. 슬롯 t 에서의 상태가 x_t 일 때, 발생할 수 있는 모든 가능한 행동에 따른 슬롯당 전송비용 중에서 최소값을 $E_t^*(x_t)$ 로 나타내자. 채널 상태와 행동은 독립적이므로, 슬롯 t 에서의 행동에 따라 슬롯 $(t+1)$ 에서의 상태가 달라지지 않는다. 따라서 슬롯 t 에서 어떤 행동을 취하더라도 슬롯 $(t+1)$ 에서의 상태가 x_{t+1} 이 될 확률은 상태 천이확률 $p(x_{t+1}|x_t)$ 로 주어진다. 이때, $E_t^*(x_t)$ 는 Stochastic Dynamic Programming (SDP) 방정식에 의해 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$E_t^*(x_t) = \min_{a_t \in A} \left[c_t(x_t, a_t) + \sum_{x_{t+1} \in \chi} p(x_{t+1}|x_t) E_{t+1}^*(x_{t+1}) \right] \quad (8)$$

슬롯 t 에서 최적의 행동을 결정하기 위해서는 우선 (8)에서 $E_{t+1}^*(x_{t+1})$ 이 필요하며, 이를 위해서는 다시 $E_{t+2}^*(x_{t+2})$ 가 필요하므로 궁극적으로는 $E_{T_{\max}}^*(x_{T_{\max}})$ 가 필요하다. 따라서 슬롯 T_{\max} 에서부터 역으로 $E_{t+1}^*(x_{t+1})$ 을 유추하는 역귀납법(backward induction)을 이용하여 모든 계산이 가능하다. 예를 들어, $t = T_{\max} - 1$ 일 때 행동 $a_{T_{\max}-1}$ 에 따라 $E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}|a_{T_{\max}-1})$ 는 (9)와 같이 주어진다. (9)에서 $a_{T_{\max}-1} = r$ 이라면, 해당 주기의 전송이 $t = T_{\max} - 1$ 에서 끝나기 때문에 $E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}|a_{T_{\max}-1} = r) = C_i^*(T_{\max} - 1)$ 이 된다.

$$E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}|a_{T_{\max}-1}) = \begin{cases} \sum_{x_{T_{\max}} \in \chi} p(x_{T_{\max}}|x_{T_{\max}-1}) \cdot E_{T_{\max}}^*(x_{T_{\max}}), & a_{T_{\max}-1} = s \\ C_i^*(T_{\max} - 1), & a_{T_{\max}-1} = r \end{cases} \quad (9)$$

한편, $a_{T_{\max}-1} = s$ 라면 슬롯 T_{\max} 에서는 무조건 전송을 해야 하므로 $E_{T_{\max}}^*(x_{T_{\max}}) = C_i^*(T_{\max})$ 가 되

며, $E_{T_{\max}-1}(x_{T_{\max}-1}|a_{T_{\max}-1} = s) = \sum_{x_{T_{\max}} \in \chi} p(x_{T_{\max}}|x_{T_{\max}-1}) C_i^*(T_{\max})$ 가 된다. 이때 $\sum_{x_{T_{\max}} \in \chi} p(x_{T_{\max}}|x_{T_{\max}-1}) C_i^*(T_{\max})$ 는 슬롯 T_{\max} 에서 가능한 모든 상태에서 예상되는 슬롯당 전송비용의 평균이므로, 이를 $\bar{C}(T_{\max})$ 로 나타낸다. 따라서, $E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1})$ 는 다음과 같이 슬롯 $(T_{\max} - 1)$ 에서 전송했을 때 발생하는 슬롯당 전송비용과 전송하지 않았을 때 발생하는 평균 슬롯당 전송비용 중에서 낮은 값이 된다.

$$E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}) = \min \{ C_i^*(T_{\max} - 1), \bar{C}(T_{\max}) \} \quad (10)$$

다음으로 $t = T_{\max} - 2$ 일 때를 살펴보면, 각 행동에 따른 $E_{T_{\max}-2}^*(x_{T_{\max}-2}|a_{T_{\max}-2})$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$E_{T_{\max}-2}^*(x_{T_{\max}-2}|a_{T_{\max}-2}) = \begin{cases} \sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) \cdot E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}), & a_{T_{\max}-2} = s \\ C_i^*(T_{\max} - 2), & a_{T_{\max}-2} = r \end{cases} \quad (11)$$

이때 $E_{T_{\max}-2}^*(x)$ 를 찾기 위해서는 $\sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1})$ 을 계산해야 하며, $E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1})$ 는 (10)에 의해 계산되었으므로 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$\begin{aligned} & \sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) \cdot E_{T_{\max}-1}^*(x_{T_{\max}-1}) \\ &= \sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) \cdot \min \{ C_i^*(T_{\max} - 1), \bar{C}(T_{\max}) \} \\ &= \min \left\{ \sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) \cdot C_i^*(T_{\max} - 1), \right. \\ & \quad \left. \sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi} p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2}) \cdot \bar{C}(T_{\max}) \right\} \\ &= \min \{ \bar{C}(T_{\max} - 1), \bar{C}(T_{\max}) \} \end{aligned} \quad (12)$$

$\bar{C}(T_{\max})$ 는 채널의 특성에 따라 $\sum_{x_{T_{\max}-1} \in \chi}$

$p(x_{T_{\max}-1}|x_{T_{\max}-2})$ 와 독립적이므로 변하지 않는다.

따라서, $E_{T_{\max}-2}^*(x_{T_{\max}-2})$ 는 (12)에 의해 다음과 같이 표현된다.

$$\begin{aligned} E_{T_{\max}-2}^*(x_{T_{\max}-2}) \\ = \min\{C_i^*(T_{\max}-2), \min\{\bar{C}(T_{\max}-1), \bar{C}(T_{\max})\}\} \\ = \min\{C_i^*(T_{\max}-2), \bar{C}(T_{\max}-1), \bar{C}(T_{\max})\} \end{aligned} \quad (13)$$

지금까지의 역귀납법을 일반화하면 임의의 슬롯 t 에서의 $E_t^*(x_t)$ 는 다음과 같이 주어지며,

$$\begin{aligned} E_t^*(x_t) = \min\{C_i^*(t), \bar{C}(t')\}, \\ t' = t+1, t+2, \dots, T_{\max} \end{aligned} \quad (14)$$

(14)를 통해 얻은 결과에 의한 슬롯 t 에서의 최적의 행동은 다음과 같이 표현된다.

$$a_t = \begin{cases} r, & \text{if } E_t^*(x_t) = C_i^*(t) \\ s, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (15)$$

채널 상태의 천이에 따라 (14)의 평균 슬롯당 전송 비용 $\bar{C}(t')$ 는 다음과 같이 계산할 수 있다.

$$\begin{aligned} \bar{C}(t') = \frac{C_1}{t'}(\overrightarrow{x_1}(\mathbb{P}_1))^{t'-t-1}\mathbb{G}_1\overrightarrow{t} + \frac{C_2}{t'}\overrightarrow{x_1}(\mathbb{P}_1) \\ t'-t-1\mathbb{B}_1\overrightarrow{t})(\overrightarrow{x_2}(\mathbb{P}_2))^{t'-t-1}\mathbb{G}_2\overrightarrow{t} + \dots + \frac{C_{N-1}}{t'} \\ (\overrightarrow{x_1}(\mathbb{P}_1))^{t'-t-1}\mathbb{B}_1\overrightarrow{t}) \dots (\overrightarrow{x_{N-2}}(\mathbb{P}_{N-2}))^{t'-t-1} \\ \mathbb{B}_{N-2}\overrightarrow{t})(\overrightarrow{x_{N-1}}(\mathbb{P}_{N-1}))^{t'-t-1}\mathbb{G}_{N-1}\overrightarrow{t} + \frac{C_N}{t'} \\ (\overrightarrow{x_1}(\mathbb{P}_1))^{t'-t-1}\mathbb{B}_1\overrightarrow{t}) \dots (\overrightarrow{x_{N-1}}(\mathbb{P}_{N-1}))^{t'-t-1} \\ \mathbb{B}_{N-1}\overrightarrow{t}) \end{aligned} \quad (16)$$

(16)에서 $\overrightarrow{x_i}$ 는 슬롯 t 에서 i 번째 네트워크의 가용성을 벡터로 나타낸 것이며, 이는 네트워크가 가용한 경우와 그렇지 않은 경우에 각각 $\overrightarrow{x_i} = [1 \ 0]$ 과 $\overrightarrow{x_i} = [0 \ 1]$ 로 정의된다. $\bar{C}(t')$ 는 슬롯 $(t'-1)$ 에서 계산되어야 하므로 슬롯 $(t'-1)$ 의 상태가 필요하며, 이는 슬롯 t 에서의 상태와 상태천이행렬을 곱하여

$\overrightarrow{x_i}(\mathbb{P}_i)^{t'-t-1}$ 로 계산할 수 있다. 또한, (2)의 상태천이 행렬을 변형하여 다음 슬롯에서 채널의 상태가 각각 good과 bad로 천이할 확률을 각각 상태천이 행렬 \mathbb{G}_i 와 \mathbb{B}_i 로 나타내며, 이는 각각 다음과 같이 주어진다.

$$\mathbb{G}_i = \begin{bmatrix} 1-p_i & 0 \\ q_i & 0 \end{bmatrix}, \quad \mathbb{B}_i = \begin{bmatrix} 0 & p_i \\ 0 & 1-q_i \end{bmatrix}$$

한편, (16)에서 \overrightarrow{t} 는 각 네트워크의 가용 확률을 계산할 때 수식을 단순화시키기 위하여 벡터와 행렬계산으로 하였기 때문에 마지막에 평균을 구하기 위해 다시 스칼라 값으로 변환시켜주는 $\overrightarrow{t} = [1 \ 1]^T$ 로 주어진 벡터이다.

슬롯 t 에서 (14)의 해를 찾기 위해 $\bar{C}(t')$ 를 계산할 때, 만약 슬롯 $(t'-1)$ 에서의 상태 $\overrightarrow{x_i}(\mathbb{P}_i)^{t'-t-1}$ 가 안정 상태 확률일 경우에 항상 $\bar{C}(T_{\max})$ 가 항상 최저의 예상 평균 전송비용이 된다. 예를 들어, 현재가 슬롯 t 이라 하면 (14)의 해를 구하기 위해 (16)을 이용하여 모든 t' 에 대한 $\bar{C}(t')$ 를 계산한다. 이때 $t \ll T_{\max}$ 라던 $(t'-1)$ 에서의 상태가 안정 상태에 도달하기 전에 계산된 값과 도달한 후에 계산된 값으로 나누어지며, 만약 $(t'-1)$ 에서의 상태가 안정 상태에 도달한 경우, (16)에서 t' 이 커질수록 분모는 커지나 분자는 변하지 않으므로 항상 $\bar{C}(T_{\max})$ 가 최소값이 된다. 그러나 t 와 t' 의 차가 크지 않아서 $(t'-1)$ 에서의 상태가 안정 상태에 도달하기 전인 경우, 현재 슬롯을 반영한 $\bar{C}(t')$ 을 계산하므로 현재 상태에 따라 $\bar{C}(t')$ 가 커질 수도 또는 작아질 수도 있다. 하지만 현재 상태를 반영한 $\bar{C}(t')$ 는 안정 상태에 도달한 후에 계산된 값들 중 최소값인 $\bar{C}(T_{\max})$ 에 비하면 상대적으로 큰 값이기 때문에 $\min\{\bar{C}(t')\} = \bar{C}(T_{\max})$ 가 된다. 이와는 대조적으로 슬롯 t 가 계산되는 모든 $(t'-1)$ 이 안정 상태가 되지 않을 정도로 T_{\max} 에 근접한다면, 모든 t' 에 대해 현재의 상태를 반영한 $\min\{\bar{C}(t')\}$ 을 계산할 수 있다. 따라서 슬롯 t 가 T_{\max} 에 근접할 때에만 현재 상태를 반영한 최소 예상 평균비용을 선택하며, 이외의 경우에 대해서는 $\bar{C}(T_{\max})$ 를 선택한다. 이러한 특별한 경우에 대해서는 행동을 결정하는 과정이 아래와 같이 단순화될 수 있다.

$$a_t = \begin{cases} r, & \text{if } C_i^*(t) < \bar{C}(T_{\max}) \\ s, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (17)$$

여기서 $\bar{C}(T_{\max})$ 는 슬롯마다 고정주기로 전송을 하는 경우에 발생하는 슬롯당 전송비용의 평균에 해당한다. 정리하자면, 슬롯 t 에서 모든 가능한 t' 의 $\bar{C}(t')$ 를 계산하기 위해 $(t-1)$ 에서의 상태를 계산할 때 만일 $(t-1)$ 에서의 상태가 안정 상태에 도달하였다면 (17)을 통해 전송을 결정할 수 있으며, 그렇지 않으면 (15)를 통해 전송을 결정한다. 이때 (17)을 통해 전송하는 방법은 (15)에 의해 전송을 결정하는 방법에 비해 계산의 복잡도를 낮추어주므로 구현의 관점에서 유용하게 사용될 수 있다.

그림 2는 $N=2$ 일 때 $C_1=10$ 와 $C_2=100$ 를 가정하고 각각의 슬롯당 전송 비용을 보여주며, 주어진 상태전이확률에 따라 채널을 발생시킨 후 $p_i=0.9$, ($q_i=0.1$) (17)에 의해 전송이 가능한 시점을 보여준 것이다. 그림 2에서 보는 바와 같이 (17)에 의해 결정될 수 있는 전송 가능한 시점($C_1(t)$ 이 $\bar{C}(T_{\max})$ 보다 작아지는 시점)이 다수 개가 존재할 수 있는 것을 알 수 있으며, 이때 슬롯당 전송 비용은 T_{\max} 에 근접할 수록 낮아지는 것을 알 수 있다.

그러나 (17)에 의해 최초로 전송이 이루어지는 시점은 27번째 슬롯으로, 보다 더 낮은 비용으로 전송할 수 있는 기회를 반영할 수 없게 된다. 이러한 문제점을 해결하기 위하여 최소 전송주기 T_{\min} 을 지정하여 T_{\min} 슬롯 이후에서만 전송을 허용하는 방법을 고려할 수 있다. 이때, 적절한 T_{\min} 을 결정하기 위한 별도의 최적화 작업이 요구된다. 하지만, 본 연구에서는 이러한 최적화를 별도로 수행하지 않고, 주어진 T_{\min} 에 따른 성능 특성만을 분석함으로써 최적의 T_{\min} 에

미치는 요소들을 파악하는데 초점을 맞춘다.

V. 성능분석

본 절에서는 시뮬레이션을 통해 고정된 주기로 전송하는 방식과 대비하여 (14)에 의해 결정된 슬롯에서 전송하는 방식을 통해 감소되는 슬롯당 전송비용의 비율을 비교하고자 한다. 제안 방식은 전송 주기가 가변적으로 결정되기 때문에 실제 소요되는 총 비용은 각 주기 별로 슬롯당 전송비용의 평균을 구한 뒤 전체 슬롯의 수를 곱해서 산출할 수 있다. 다음에서는 각 슬롯의 길이 T_{slot} 를 1로 정규화하고 $T_{\max}=60$ 으로 고정한 후, 네트워크의 수 N , 네트워크별 감시 메시지의 전송 비용 $\{C_i\}_{i=1}^N$, 또는 T_{\min} 등을 각각 변경하면서 제안 방식의 성능 이득을 살펴본다. 또한, 분석의 편의상 N 번째 네트워크를 제외한 모든 네트워크에서의 채널 상태는 모두 동일한 특성을 갖는다고 가정한다(즉, $\{p_i\}_{i=1}^{N-1}=p$ 및 $\{q_i\}_{i=1}^{N-1}=q$).

그림 3은 2개의 네트워크가 존재할 때($N=2$) T_{\min} 을 설정하지 않고(즉, $T_{\min}=0$), 채널의 특성이 변화하면서 각 네트워크에서의 전송 비용 $\{C_i\}_{i=1}^N$ 에 따라 제안 방식의 비용 감소 이득 비율(비용 감소율)을 살펴본다. 네트워크의 비용은 $C_1=10$ 로 고정하고, $C_2=20, 100, 500$ 로 변화시킨다. 그림 3에서 맨 위에 있는 그래프, 중간에 있는 그래프, 그리고 맨 아래에 있는 그래프가 각각 $\{C_1=10, C_2=20\}$, $\{C_1=10, C_2=100\}$, 그리고 $\{C_1=10, C_2=500\}$ 일 때의 결과에 해당한다. 이 결과에 따르면 네트워크 1과 대비하여 비용의 차이가 클수록 비용감소율이 증

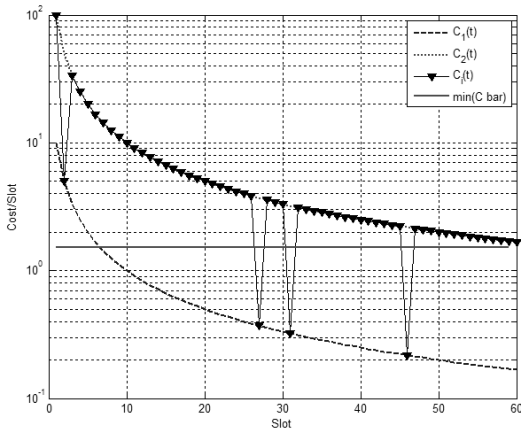


그림 2. 슬롯당 전송비용의 비교: $C_1=10, C_2=100, T_{\max}=60, T_{slot}=1, p_i=0.9, q_i=0.1$

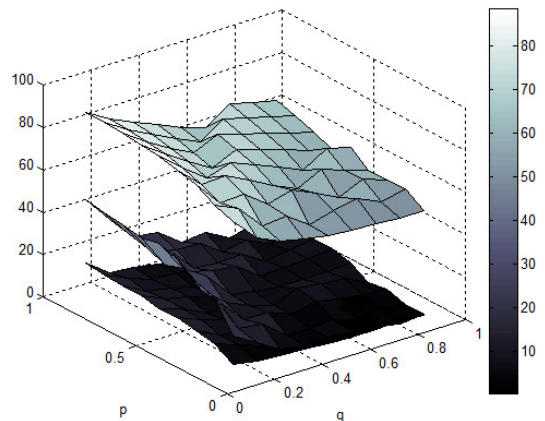


그림 3. C_1 과 C_2 의 차이에 따른 비용감소율: $T_{\min}=0$

가하는 것을 알 수 있다. $\{C_1 = 10, C_2 = 500\}$ 의 경우에 채널 특성에 따라서는 개략적으로 40-80%까지의 비용 감소가 예상된다. 한편, $\{C_1 = 10, C_2 = 20\}$ 의 경우에는 채널 특성과 상관없이 그 이득은 매우 미미한 것을 알 수 있다. 또한, 채널의 상태가 매우 좋을 경우에는(예를 들어, $\{p_i\}_{i=1}^{N-1} \leq 0.1, \{q_i\}_{i=1}^{N-1} \geq 0.9\}$) T_{\max} 를 고정 주기로 전송하는 것과 비슷한 결과가 발생하기 때문에 성능 이득이 거의 없다는 것을 알 수 있다.

그림 4는 그림 3과 동일한 조건에서 최소 전송주기를 $T_{\min} = 30$ 로 설정했을 때 비용감소율을 보이며, 그림 3의 결과와 비교할 때 성능 향상이 매우 크다는 것을 알 수 있다. 물론 예상한 바와 같이 채널 상태가 매우 좋을 경우에는 T_{\min} 에 따른 이득은 거의 없다는 것을 확인할 수 있다.

한편, 그림 5, 6, 7은 $N=2$ 의 경우에 네트워크의 전송 비용을 $\{C_1 = 10, C_2 = 100\}$ 으로 고정하고

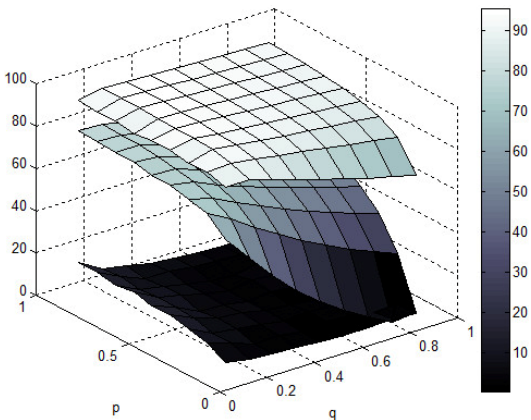


그림 4. C_1 과 C_2 의 차이에 따른 비용감소율: $T_{\min} = 30$

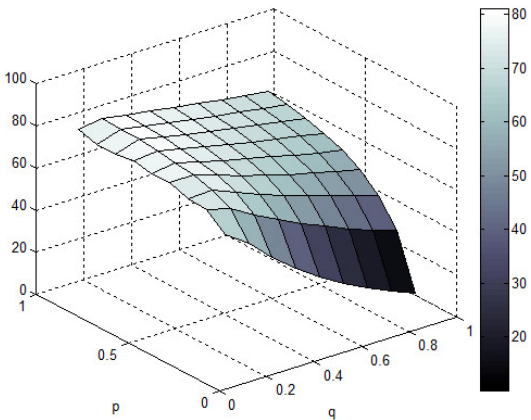


그림 5. 채널 상태에 따른 비용감소율: $T_{\min} = 35$

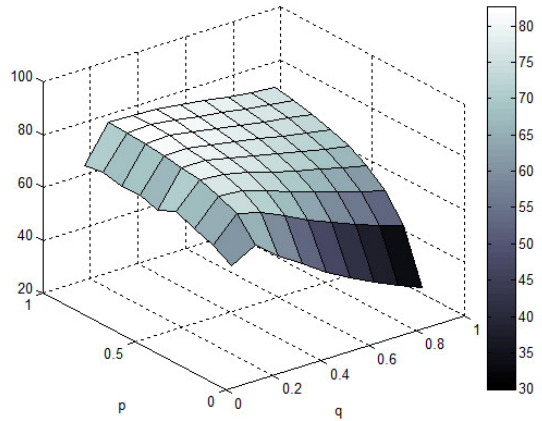


그림 6. 채널 상태에 따른 비용감소율: $T_{\min} = 45$

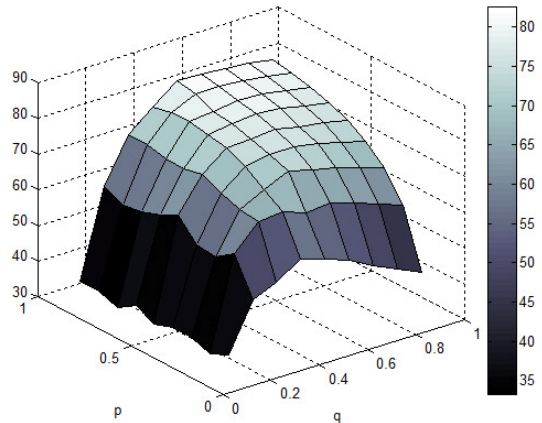


그림 7. 채널 상태에 따른 비용감소율: $T_{\min} = 55$

T_{\min} 에 따른 비용감소율을 보인다. T_{\min} 이 너무 작으면 그림 3의 중간 그래프와 같이 고정주기의 전송 방식에 대한 비용감소율이 떨어지며, 그림 7과 같이 T_{\min} 이 너무 클 때도 채널의 상태에 따라서는 비용감소율이 줄어드는 것을 확인할 수 있다. 이는 채널의 상태에 따라 최적의 T_{\min} 이 존재하는 것을 암시한다.

마지막으로, 그림 8에서는 네트워크의 수에 따른 슬롯당 비용을 비교한다. 이때 N 의 변화에 따른 비용감소율의 관찰을 용이하게 하기 위해 각 네트워크의 비용은 $\{C_i\}_{i=1}^{N-1} = 10$ 와 $C_N = 100$ 로 설정하였다. 또한, 해양통신 환경을 고려하여 p_i 와 q_i 를 작은 값으로 가정하였다(즉, $\{p_i\}_{i=1}^{N-1} = 0.1, \{q_i\}_{i=1}^{N-1} = 0.1$). 이는 통신 환경의 특성상 다중경로 페이딩의 영향이 작기 때문에 네트워크의 상태는 주로 각 네트워크의 커버리지에 의해 결정된다는 점을 고려한 것이다. 즉, 네

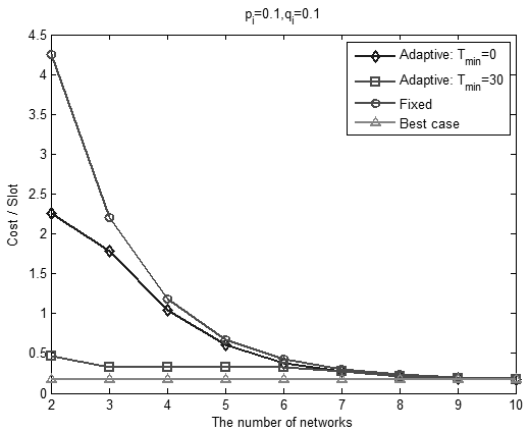


그림 8. 네트워크의 수에 따른 슬롯당 전송비용 비교

트위크의 커버리지 내에서는 페이딩의 영향이 작기 때문에 통신이 원활하나, 커버리지 밖에서는 다시 커버리지에 진입하기 전까지 통신이 불가능하므로 상관 관계가 매우 큰 채널 환경으로 볼 수 있기 때문이다. 그림 8에서 보는 바와 같이 고정주기 전송방식에서는 네트워크의 수가 늘어남에 따라 슬롯당 전송비용이 줄어드는 것을 확인할 수 있다. 이는 네트워크의 수가 많아지면서 T_{max} 에 근접하더라도 좋은 상태를 갖는 저렴한 네트워크가 존재할 확률이 높아지면서 평균 슬롯당 전송비용이 감소하기 때문이다. 그러나 제안 방식의 경우에는 네트워크의 수가 작더라도 적응적으로 전송 주기를 제어하기 때문에 네트워크의 수에 크게 영향을 받지 않는다는 것을 알 수 있다. 한편, 네트워크의 수가 증가하면서 두 가지 방식 모두 best case로 수렴하는 것을 볼 수 있다. 이때 best case는 비용이 가장 낮은 네트워크의 채널 상태가 항상 good일 때 비용을 최소화하기 위해 T_{max} 의 주기로 전송했을 때 발생하는 슬롯당 전송비용을 의미한다.

VI. 결 론

본 논문에서는 멀티밴드 해양통신망에서 선적의 감시 정보를 주기적으로 전송하는 경우, 전송의 최대 허용 주기를 만족하면서 가용한 망의 선택에 따른 전송 비용을 최소화하기 위하여 채널 상태에 따른 네트워크 선택과 전송주기를 가변적으로 결정하는 방법에 대하여 논하였다. 이때, 전송시점을 결정하는 과정을 Markov Decision Process (MDP)로 모델링하였으며, Stochastic Dynamic Programming (SDP)을 통해 비용을 최소화 하는 전송슬롯을 결정하는 방식을 제안

하였다. 다양한 채널 환경에서 제안하는 방식은 고정 주기로 전송하는 방식에 비해 상당한 비용을 감소시킬 수 있음을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 확인하였다.

이때, SDP 과정에서 전송조건을 만족하는 전송 가능 시점이 다수 개가 발생할 수 있으나, 그 가능성을 반영할 수 없었기 때문에 불필요한 초기 전송으로 인한 성능저하가 발생할 수 있었다. 이와 같은 문제를 해결하기 위해 적절한 최소 전송 주기를 설정하면 상당한 성능 향상이 이루어짐을 확인하였다. 그러나 최소 전송 주기에 따라 여전히 성능 차이가 발생할 수 있기 때문에, 향후 연구에서는 최적의 최소 전송주기를 도출하거나, 적어도 채널 상태와 기타 파라미터에 따라 적응적으로 설정할 수 있는 방안이 제시되어야 할 것이다.

본 연구에서 제안된 방식을 통해 멀티밴드 해양통신망을 이용하여 언제 어디서나 선적 정보를 보장된 주기 내에서 적은 비용으로 전송할 수 있으며, 이를 통해 보다 경제적인 해양 수송 체계와 사용자 편익을 극대화할 수 있는 응용 서비스를 제공할 수 있을 것이다.

참 고 문 헌

- [1] ITU-R 1798, Characteristics of HF radio equipment for the exchange of digital data and electronic mail in the maritime mobile service.
- [2] Technical Clarifications of Rec. ITU-R M.1371-1, Edition 1.5.
- [3] S.D. Ilčev, "Global Mobile Satellite Communications: For Maritime, Land and Aeronautical Applications," Springer, pp. 271-334, 2005.
- [4] C.-H. Yun, A.-R. Cho, S.-G. Kim, J.-W. Park, and Y.-K. Lim, "Design of Multiband Maritime Network for Ships and its Applications," International Journal of KIMICS, Vol.7, No.3, pp.314-322, Sept. 2009.
- [5] Q.-T. Nguyen-Vuong, N. Agoulmine, and Y. Ghamri-Doudane, "A user-centric and context-aware solution to interface management and access network selection in heterogeneous wireless environments," Computer Networks, Vol.52, pp.3358-3372, 2008.
- [6] X. Yan, Y.A. Şekercioğlu, and S. Narayanan, "A survey of vertical handover decision algorithms in Fourth Generation heterogeneous wireless networks," Computer Networks, Vol.54,

pp.1848-1863, 2010.

- [7] E.N. Gilbert, "Capacity of burst-noise channels," Bell System Technical Journal, Vol.39, pp.1253-1265, Sept. 1960.
- [8] D. Gross, J.F. Shortle, J.M. Thompson, and C.M. Harris, "Fundamentals of Queueing Theory," Wiley, fourth ed., pp.24-34, 2008.
- [9] J.N. Webb, "Game Theory: Decisions, Interaction and Evolution," Springer, pp.39-57, 2006.

조 구 민 (Kumin Cho)

준회원



2009년 8월 명지대학교 통신공학과
 2010년 3월~현재 고려대학교 전기전자전파공학과 석박사 통합과정
 <관심분야> 무선통신 시스템, 게임 이론

강 충 구 (Chung G. Kang)

중신회원



1987년 6월 Univ. of California (San Diego), 전자공학과 학사
 1993년 3월 Univ. of California (Irvine), 전자 및 컴퓨터 공학과 박사
 1992년 7월~1993년 6월 (미) Aerospace Corp. 연구원

1993년 3월~1994년 2월 (미) Rockwell International 연구원
 2000년 9월~2001년 8월 (미) Center for Wireless Communication, UCSD 방문 교수
 1994년 3월~현재 고려대학교 전기전자전파공학부 교수
 2005년 1월~2005년 12월 한국통신학회 이동통신 연구회 위원장
 2006년 1월~현재 한국통신학회 집행이사
 2008년 2월~현재 TTA PG702 IMT-WiBro 프로젝트 그룹 의장
 <관심분야> 이동통신 시스템, 무선 네트워크 및 응용 서비스

윤 창 호 (Changho Yun)

정회원



1999년 2월 창원대학교 메카트로닉스학과 학사
 2004년 2월 광주과학기술원 (GIST) 정보통신공학과석사
 2007년 8월 광주과학기술원 (GIST) 정보통신공학과박사
 2007년 11월~2008년 12월 North

Carolina State Univ. 전산학과 박사후과정

2008년 12월~현재 한국해양연구원(KORDI) 해양시스템안전연구소 선임연구원

<관심분야> Broadband convergence Network (BcN), Next Generation Network (NGN), IP Multimedia Subsystem (IMS), Underwater Acoustic Network (UANet)