



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2012년03월30일
(11) 등록번호 10-1131791
(24) 등록일자 2012년03월23일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)
H04W 48/18 (2009.01) H04W 88/06 (2009.01)
(21) 출원번호 10-2010-0095678
(22) 출원일자 2010년09월30일
심사청구일자 2010년09월30일
(56) 선행기술조사문헌
KR1020040041693 A

(73) 특허권자
고려대학교 산학협력단
서울 성북구 안암동5가 1
(72) 발명자
강충구
서울특별시 성북구 인촌로17가길 64, 삼성래미안
아파트 110동 802호 (안암동1가)
조구민
서울특별시 강북구 삼양로73다길 2, 코아빌라 나
동 303호 (수유동)
(뒷면에 계속)
(74) 대리인
김정훈, 이진주

전체 청구항 수 : 총 7 항

심사관 : 이선택

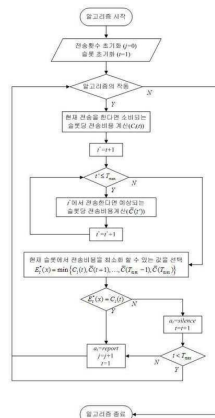
(54) 발명의 명칭 무선 이동 네트워크에서의 정보 전송장치 및 방법

(57) 요약

본 발명은 복수의 이중 네트워크와의 통신이 가능한 송신장치에서 복수의 타임 슬롯에 의해 정의되는 허용 가능한 최대 지연 범위를 기반으로 정보를 전송하는 장치 및 방법을 제안한다.

이를 위해 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서 타임 슬롯 단위로 상기 복수의 이중 네트워크 각각에 대한 가용 여부를 판단하고, 상기 판단 결과를 기반으로 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 복수의 타임 슬롯 중 하나의 타임 슬롯에서 가용하다고 판단된 네트워크를 통해 정보를 전송한다.

대표도 - 도9



(72) 발명자

윤창호

부산광역시 부산진구 전포1동 일산아파트 306호

임용곤

대전광역시 유성구 반석동로 33, 605호 (반석동,
반석마을5단지아파트)

이 발명을 지원한 국가연구개발사업

과제고유번호 I20810209H180000110

부처명 국토해양부

연구사업명 물류시스템개선 기술개발

연구과제명 해양 RF기반 선박용 Ad-hoc 네트워크 기술개발

주관기관 한국해양연구원

연구기간 2009.10.01 ~ 2010.09.30

특허청구의 범위

청구항 1

복수의 이중 네트워크와의 통신이 가능한 송신장치에서 상기 복수의 이중 네트워크 각각에 대해 복수의 타임 슬롯이 정의되는 허용 가능한 최대 지연 범위를 기반으로 정보를 전송하는 방법에 있어서,

상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 임의의 시점에서 상기 복수의 이중 네트워크 별로 존재하는 타임 슬롯들 각각에 대한 가용 여부를 판단하고, 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 임의의 시점에 존재하는 상기 복수의 이중 네트워크 각각에 대응한 타임 슬롯들 중 상기 판단 결과를 기반으로 가용한 네트워크에 대응한 하나의 타임 슬롯을 선택하며, 상기 선택한 하나의 타임슬롯을 이용하여 상기 임의의 시점에서의 정보를 전송하는 정보 전송방법.

청구항 2

제1항에 있어서,

상기 타임 슬롯들 각각에 대한 가용 여부는 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 임의의 시점에 존재하는 타임 슬롯들 각각에 대응한 네트워크를 통해 동일한 량의 정보를 전송할 시, 각 타임 슬롯 별로 예측되는 슬롯당 전송 비용을 고려하여 판단함을 특징으로 하는 정보 전송방법.

청구항 3

제2항에 있어서,

상기 슬롯당 전송 비용은 상기 복수의 이중 네트워크 별로 상기 임의의 시점에 존재하는 타임 슬롯에서 정보를 전송할 시에 예상되는 전송 비용을 이전에 정보 전송이 이루어진 후 상기 임의의 시점에 존재하는 타임 슬롯을 포함하여 정보 전송이 가능하였던 타임 슬롯의 수로 나눔으로써 계산되어짐을 특징으로 하는 정보 전송방법.

청구항 4

제2항 또는 제3항에 있어서,

상기 가용 여부는 상기 임의의 시점에서 상기 복수의 이중 네트워크 별로 존재하는 타임 슬롯들 중 상기 임의의 시점 이후 시점에서 정보 전송이 가능한 적어도 하나의 타임 슬롯 별로 예측된 슬롯당 전송 비용 중 최소 값과 상기 임의의 시점에서 타임 슬롯 별로의 전송 비용을 비교하여 판단함을 특징으로 하는 정보 전송방법.

청구항 5

제4항에 있어서,

상기 가용한 네트워크는 상기 임의의 시점에 상기 복수의 이중 네트워크 별로 존재하는 타임 슬롯 별로 확인된 슬롯당 전송 비용들 중 상기 최소 값으로 예측된 슬롯당 전송 비용보다 낮은 슬롯당 전송 비용이 발생하는 타임 슬롯에 대응한 네트워크임을 특징으로 하는 정보 전송방법.

청구항 6

제5항에 있어서,

상기 임의의 시점 (t) 이후 시점에서 정보 전송이 가능한 적어도 하나의 타임 슬롯 별 슬롯당 전송 비용의 예측은,

$$\begin{aligned} \tilde{C}(t') = & \frac{C_1}{t'} (x_1 G_1 t) + \dots + \frac{C_{N-1}}{t'} (x_1 B_1 t) \dots (x_{N-2} B_{N-2} t) (x_{N-1} G_{N-1} t) \\ & + \frac{C_N}{t'} (x_1 B_1 t) \dots (x_{N-1} B_{N-1} t) \end{aligned}$$

에 의해 이루어지며,

여기서, x_i 는 타임 슬롯 $t' - 1$ 에서 네트워크 i ($1 \leq i \leq$) 가용 확률을 나타내기 위한 벡터이고, G_i 는 다음 타임 슬롯에서 채널의 상태가 양호 (good) 상태로 천이할 확률이며, B_i 는 다음 타임 슬롯에서 채널의 상태가 불량 (bad) 상태로 천이할 확률임을 특징으로 하는 정보 전송방법.

청구항 7

복수의 이중 네트워크와의 통신이 가능한 송신장치에서 허용 가능한 최대 지연 범위를 기반으로 정보를 전송하는 방법에 있어서,

상기 복수의 이중 네트워크 각각의 채널 상태를 고려할 때, 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서의 정보 전송 시에 최소 비용이 요구되는 네트워크를 선택하는 과정과,

상기 선택한 네트워크를 이용하여 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서 상기 최소 비용으로 정보를 전송하는 것이 가능한 전송 시점을 결정하는 과정과,

상기 결정된 전송 시점에 상기 선택한 네트워크를 이용하여 정보를 전송하는 과정을 포함하는 정보 전송방법.

명세서

기술 분야

[0001] 본 발명은 무선 이중 네트워크에서 정보 전송 장치 및 방법에 관한 것으로, 특히 멀티 밴드를 지원하는 무선 네트워크에서 전송 주기 별로 네트워크를 선택하는 정보를 전송하는 장치 및 방법에 관한 것이다.

배경 기술

[0002] 기존의 멀티대역 시스템에서는 주기적으로 정보를 전송하기 위하여 고정된 주기마다 가용한 네트워크를 이용하여 정보를 전송하였다. 이와 같이 고정된 주기로 정보를 전송할 경우, 전송 주기를 보장하기 위해 상대적으로 높은 비용을 요구하는 네트워크를 이용하여야 하는 상황이 발생할 수 있다. 즉 사용자에게 의해 이용이 가능한 복수의 네트워크가 존재하는데도 불구하고, 주기적인 정보의 전송이 요구되는 경우에는 해당 전송 주기에서 비용을 고려하지 않고 정보의 전송이 가능한 네트워크를 사용할 수 밖에는 없었다.

[0003] 따라서 다양한 네트워크가 존재하는 상황이라면, 정보의 전송을 가장 저렴한 비용으로 전송하기 위한 방안 마련이 시급하다고 할 것이다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0004] 본 발명의 실시 예에서는 멀티 대역 시스템에서 주기적인 전송이 요구되는 정보를 최소의 비용으로 전송하기 위한 장치 및 방법을 제안한다.

[0005] 또한 본 발명의 실시 예에서는 다양한 종류의 네트워크 이용이 가능한 환경에서 주기적인 전송이 요구되는 정보의 전송이 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서 가변적으로 전송될 수 있도록 하는 장치 및 방법을 제공한다.

[0006] 또한 본 발명의 실시 예에서는 허용 가능한 최대 전송 지연 범위 내에 존재하는 타임 슬롯들 중 정보의 전송이 허락된 현재 타임 슬롯에서 앞으로 이용이 가능한 타임 슬롯들에서의 전송 비용을 고려하여 상기 현재의 타임 슬롯에서의 정보 전송 여부를 결정하는 장치 및 방법을 제안한다.

과제의 해결 수단

[0007] 본 발명의 실시 예에서 제안하는 복수의 이중 네트워크와의 통신이 가능한 송신장치에서 상기 복수의 이중 네트워크 각각에 대해 복수의 타임 슬롯이 정의되는 허용 가능한 최대 지연 범위를 기반으로 정보를 전송하는 방법은, 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 임의의 시점에서 상기 복수의 이중 네트워크 별로 존재하는 타임 슬롯들 각각에 대한 가용 여부를 판단하고, 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내의 임의의 시점에 존재하는 상기 복수의 이중 네트워크 각각에 대응한 타임 슬롯들 중 상기 판단 결과를 기반으로 가용한 네트워크에 대응한 하나의 타임 슬롯을 선택하며, 상기 선택한 하나의 타임슬롯을 이용하여 상기 임의의 시점에서의 정보를 전송함을

특징으로 한다.

[0008] 또한 본 발명의 실시 예에 따른 복수의 이중 네트워크와의 통신이 가능한 송신장치에서 허용 가능한 최대 지연 범위를 기반으로 정보를 전송하는 방법은, 상기 복수의 이중 네트워크 각각의 채널 상태를 고려할 때, 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서의 정보 전송 시에 최소 비용이 요구되는 네트워크를 선택하는 과정과, 상기 선택한 네트워크를 이용하여 상기 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서 상기 최소 비용으로 정보를 전송하는 것이 가능한 전송 시점을 결정하는 과정과, 상기 결정된 전송 시점에 상기 선택한 네트워크를 이용하여 정보를 전송하는 과정을 포함한다.

발명의 효과

[0009] 본 발명의 실시 예에 따르면, SDP를 통해 가용한 네트워크에서 현재의 전송 비용과 주어진 허용 가능한 최대 지연 범위 내에서 예상되는 최소 평균을 비교하여 전송 시점을 결정하면 고정 주기로 정보를 전송하는 방법에 비해 비용을 절감할 수 있다. 이때 SDP 과정에서 전송 조건을 만족하는 전송 가능 시점이 다수 개가 발생할 수 있으므로, 적절한 최소 전송 주기를 설정하면 상당한 성능 향상이 이루어질 수 있다.

[0010] 뿐만 아니라 채널의 상태 천이 확률과 네트워크 간의 비용 차이에 따라 최적의 최소 전송 주기가 존재하므로, 최적의 최소 전송 주기에서는 전송 비용이 최소화될 수 있다.

[0011] 한편 그 외의 다양한 효과는 후술될 본 발명의 실시 예에 따른 상세한 설명에서 직접적 또는 암시적으로 개시될 것이다.

도면의 간단한 설명

[0012] 도 1은 본 발명의 실시 예에서 고려할 Gilbert-Elliott 채널 모델을 보이고 있는 도면;

도 2는 서로 다른 비용에 의해 이용할 수 있는 두 개의 네트워크에서 타임 슬롯 당 전송 비용의 변화를 보이고 있는 도면;

도 3 내지 도 7은 서로 다른 최소 전송 주기 별로 이중 네트워크에서의 비용 감소율을 보이고 있는 도면;

도 8은 네트워크의 수에 따른 슬롯 당 전송 비용을 비교한 도면;

도 9는 본 발명의 실시 예에 따른 복수의 이중 네트워크에서 주기적으로 정보를 전송하기 위한 제어 흐름을 보이고 있는 도면.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

[0013] 하기에서 본 발명을 설명함에 있어 관련된 공지 기능 또는 구성에 대한 구체적인 설명이 본 발명의 요지를 불필요하게 흐릴 수 있다고 판단되는 경우에는 그 상세한 설명을 생략할 것이다. 그리고 후술 되는 용어들은 본 발명에서의 기능을 고려하여 정의된 용어들로서 이는 사용자, 운용자의 의도 또는 관례 등에 따라 달라질 수 있다. 그러므로 그 정의는 본 명세서 전반에 걸친 내용을 토대로 내려져야 할 것이다.

[0014] 한편 본 발명의 실시 예에서는 멀티 밴드 네트워크를 해양 통신 네트워크에 한정하여 설명될 것이다. 하지만 해양 통신 네트워크가 아닌 멀티 밴드 네트워크, 즉 복수의 이중 네트워크에 동일하게 적용될 수 있음은 당업자에게 자명할 것이다.

[0015] 일반적으로 해양 통신 망은 HF 대역에서 지상과의 통신을 위한 패킷 라디오 장비인 PACTOR와 VHF 대역에서 선박의 상황을 감시하고 항행 관련 정보를 수신하며 선박간 안전을 위한 Automatic Identification System (AIS) 등으로 구성된다. 또한 INMARSAT을 통해 위성통신을 지원하기도 한다. 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 등) 등에 대한 감시 정보를 지상에서 주기적으로 보고 받을 수 있는 수단이 요구된다. 예를 들어, 지상에서 필요한 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.

[0016] 본 발명에서는 최소의 비용으로 멀티밴드 해양통신망에서 주기적인 전송을 보장하기 위한 망 선택 기법을 제안

한다. 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 발명에서는 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 가용한 네트워크에서 현재의 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, 이를 통해 고정 주기를 사용하여 정보를 전송하는 방식에 비해 상당한 비용절감 효과가 있음을 보이고자 한다.

[0017] 본 발명의 구성은 다음과 같다.

[0018] 첫 번째로 네트워크 모델과 채널모델을 제시하고, 두 번째로 멀티밴드 네트워크에서 전송 비용을 최소화하기 위한 망 선택 문제에 대한 정식화를 다룬다. 그리고, 세 번째로는 전송 시점과 해당 네트워크의 선택 과정을 Markov Decision Process로 모델링하여 최적의 전송시점에 따른 네트워크 선택을 위한 방식을 제시한다. 네 번째로 실험을 통해 고정 전송 방식과 제안 방식의 전송 비용을 비교한다.

[0019] A. 주기적 전송의 개요 및 시스템 모델

먼저 멀티밴드 해양통신망에서의 정보의 주기적 전송에 대해 설명한다.

[0020] 삭제

[0021] 2~24MHz대의 HF 대역은 밤과 낮에 따라 커버리지가 약 500~ 1300km로 달라지며, 156~174MHz대의 VHF 대역은 커버리지가 30km 정도로 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 네트워크 중에서 가장 값싼 네트워크를 선택하여 수직적 핸드오버(vertical handover)를 수행해야 한다.

[0022] 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 할 수 있다. 따라서, 이와 같은 전송주기를 보장하기 위해서 보다 비싼 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 함으로써 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.

[0023] 다음으로 본 발명의 실시 예를 구현하기 위한 시스템 모델에 대해 살펴보도록 한다.

[0024] 본 발명에서 고려하는 멀티대역 해양통신망에는 서로 다른 대역에서 동작하는 N개의 네트워크가 존재한다고 가정한다. 네트워크 i를 이용하여 주기마다 일정한 길이의 감시 정보를 전송하며, 이때 소요되는 비용을 C_i 라고 하자($i=1,2,\dots,N$). 여기서 편의상, $C_1 \leq C_2 \leq \dots \leq C_{N-1} \leq C_N$ 라고 가정한다.

[0025] 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.

[0026] 이때, 각 감시 정보 메시지의 전송에 대해서는 최대 $T_{\max}$ 초의 보고 지연시간을 허용할 수 있으나, 필요에 따라서는 이 시간보다 이전에 전송할 수도 있다. 그러나, $T_{\max}$ 보다 빈번하게 전송할 경우에는 불필요한 비용이 발생

할 수 있다.

[0027] 한편 최대 $T_{\max}$ 의 주기로 전송할 경우에는 링크가 가용하지 못한 상황이 발생하였을 때, $T_{\max}$ 의 주기를 보장하기 위해 현재 가용한 다른 네트워크를 선택하므로 전송 비용이 증가하게 될 것이다. 따라서, 각 링크의 가용성과 전송 비용간에는 밀접한 관련이 있으며, 궁극적으로 평균 전송 비용을 최소화하기 위한 망 선택 기법이 요구된다.

[0028] 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 N번째 네트워크는 항상 전송이 가능한 네트워크로서, 어떤 최악의 상황에서도 전송이 가능한 백업 네트워크라고 가정한다. 예를 들어, 이는 INMARSAT처럼 항시 접근이 가능한 네트워크로서, 일반적으로 가장 비용이 큰 네트워크에 해당된다.

[0029] B. 채널 모델

[0030] 각 대역에서의 채널 상태는 슬롯 단위로 변동하며, 대역간에는 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 채널상태는 매 슬롯마다 good과 bad 상태를 천이하는 Gilbert-Elliott 채널 모델을 따른다고 가정한다. 즉, 각 네트워크의 무선 채널을 good과 bad 상태를 천이하는 2-state Markov Chain으로 모델링한다. 이때 i번째 네트워크가 good 상태에서 bad 상태로, 그리고 bad 상태에서 good 상태로 천이할 확률을 각각 p_i 와 q_i 라고 한다 (도 1 참조). 이때 매 슬롯마다 각 네트워크의 채널 상태는 서로 독립적이다.

[0031] i번째 네트워크의 채널이 초기에 good과 bad 상태에 있을 확률을 각각 $P_{i,g}^{(0)}$ 와 $P_{i,b}^{(0)}$ 라고 하면, n 슬롯 후에 good과 bad 상태에 있을 확률 $P_{i,g}^{(n)}$ 와 $P_{i,b}^{(n)}$ 는 다음과 같이 주어진다.

수학식 1

$$[P_{i,g}^{(n)} \ P_{i,b}^{(n)}] = [P_{i,g}^{(0)} \ P_{i,b}^{(0)}] (P_i)^n$$

[0033] 상기 <수학식 1>에서 P_i 는 상태천이 행렬로서 다음과 같이 주어진다.

수학식 2

$$P_i = \begin{bmatrix} 1-p_i & p_i \\ q_i & 1-q_i \end{bmatrix}$$

[0035] 여기서 n 이 무한대로 가서 안정 상태에서 good과 bad 상태에 있을 확률을 각각 $\pi_{i,g}$ 와 $\pi_{i,b}$ 라고 할 때, $\pi_i \cup (\pi_{i,g}, \pi_{i,b})$ 로 정의하면, 이 확률은 안정상태 방정식 $\pi_i = \pi_i P_i$ 에 의해 결정된다.

[0036] C. 문제의 정식화

[0037] 본 발명에서는 멀티밴드 해양통신망에서 항해 시간 동안 선적된 화물의 상태 감시 정보를 주기적으로 육상기지국에 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 단

순한 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 한대 이상 존재한다.

[0038] j번째 전송이 수행되는 슬롯의 시간을 t_j 라고 하자($j=1,2,\dots$). ($j-1$) 번째 전송 후에 j번째 전송이 네트워크 i에서 수행된다면, ($j-1$) 번째 전송부터 j번째 전송이 수행되는 시점까지의 시간을 $T_{i,j}$ 라고 하자(즉, $T_{i,j}=t_j-t_{j-1}$). 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. 표기의 편의상, $T_{i,j}=T_{\max}$ 일 때 네트워크 i가 가용하지 않을 경우에는 $T_{i,j} > T_{\max}$ 라는 이벤트로 표기한다. 앞에서 가정한 바와 같이 네트워크 N은 항상 가용하기 때문에 $T_{N,j}=T_{\max}, \forall j$ 가 된다. 네트워크의 비용은 단위 시간당 전송된 비트 수에 의해 결정되고, 감시 정보의 비트 수가 일정하므로 네트워크 i에서 T의 간격으로 전송하는 경우에 전송 비용을 다음과 같이 슬롯당 전송 비용으로 정의한다.

수학식 3

[0039]
$$C_i(T) = \frac{C_i}{T}, T = 1, 2, \dots, T_{\max}$$

[0040] $T_{i,j} \leq T_{\max}$ 와 $T_{i,j} > T_{\max}$ 일 때, $\delta_{T_{i,j}}$ 를 각각 1과 ∞ 의 값을 갖는 지시자로 정의하면, 평균 슬롯당 전송 비용은 다음과 같이 주어진다.

수학식 4

[0041]
$$\bar{C} = \lim_{J \rightarrow \infty} \frac{1}{J} \sum_{j=1}^J \left(\min_{i=1,2,\dots,N} \left\{ \frac{C_i \delta_{T_{i,j}}}{T_{i,j}} \right\} \right)$$

[0042] 만일 모든 채널의 상태를 미리 알고 있다면 ($j-1$) 번째 전송 후에 $T_{\max}$ 슬롯이 경과하기 전에 가장 마지막으로 네트워크 i가 가용한 슬롯까지의 시간을 알 수 있으며, 이 시간을 $\Delta_{i,j}$ 라고 하자. 상기 <수학식 4>를 최소화하기 위해서는 이전 전송 시점을 기준으로 다음 $T_{\max}$ 슬롯 동안에 상기 <수학식 3>을 최소화하는 네트워크를 선택해야 하므로, j번째 전송을 위한 최적의 네트워크 선택은 다음과 같이 주어진다.

수학식 5

[0043]
$$i^* = \arg \min_{i=1,2,\dots,N} \left\{ \frac{C_i}{\Delta_{i,j}} \right\}$$

[0044] 상기 <수학식 5>에 의해 $t_j = t_{j-1} + T_{i^*,j}$ 로 결정된다. 그러나, 실제의 경우에는 미래의 채널 상태를 미리 알 수 없기 때문에 매 슬롯마다 특정 네트워크에서의 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.

[0045] 슬롯당 전송비용을 최소화하기 위해 전송슬롯을 결정하는 과정을 Markov Decision Process (MDP)로 모델링할 수 있다. 여기서, 한 주기에 걸쳐 사용자가 매 슬롯에서 전송 여부를 결정하는 과정을 전략(strategy, S)이라고 한다. 이전에 전송이 수행된 시점에서부터 적어도 하나의 네트워크가 가용해지는 시점을 t번째 슬롯이라고

하자. 이 t번째 슬롯에서 전체 네트워크의 채널 상태를 x_t 로 나타내며, 이때 선택된 가용한 네트워크를 제외한 나머지 $(N-1)$ 개의 네트워크가 good과 bad 상태로 존재하므로 x_t 는 2^{N-1} 가지 경우의 수가 존재한다. 한편, 네트

워크의 주어진 채널 상태 x_t 에 대해서 취할 수 있는 행동을 α_t 로 나타내며, 이는 각각 “전송(report)” 또는

“전송하지 않음(silence)”의 행위를 취할 수 있다. 즉, α_t 가 “전송”이라는 행동을 취했을 때는, x_t 에 의해 결정된 가용한 네트워크 중에서 가장 낮은 비용의 네트워크 (예를 들어, 네트워크 i)을 통해 전송을 한다고 가정한다. 한편, 매 슬롯 t에서 사용자가 해당 슬롯의 상태 x 를 보고 그에 따른 행동 α 를 하였을 때 발생하는

슬롯당 비용을 $c_i(x, \alpha)$ 로 나타내면, 이는 다음과 같이 주어진다.

수학식 6

$$C_t(x, a) = \begin{cases} 0 \\ C_{i^*}(t), \end{cases} \quad i^* = \arg \min_{i=1,2,\dots,N} \{C_i(t)\}, \quad \begin{matrix} a = s(\text{ilence}) \\ a = r(\text{eport}) \end{matrix}$$

즉 이전에 전송이 이루어진 시점에서 t번째 슬롯에서 전송을 하지 않았을 때는 슬롯당 전송비용이 발생하지 않는다. 하지만, 이 t 번째 슬롯에서 전송을 수행했을 때는 $\alpha = r(\text{eport})$ 이라는 행동과 함께 한 주기가 끝

나기 때문에 해당 주기의 슬롯당 전송비용은 $c_i(t)$ 가 된다. 따라서, 하나의 전송 주기 T 슬롯 동안 사용자 의 전략 S에 의해 결정되는 슬롯당 전송비용은 다음과 같이 표현된다.

수학식 7

$$E(x|S) = \sum_{i=0}^T c_i(x, a), 1 \leq T \leq T_{\max}$$

상기 <수학식 7>의 슬롯당 전송비용을 최소화하는 최적의 전략(optimal strategy)은 매 슬롯에서 최적의 행동(optimal action)을 수행했을 때 달성할 수 있다. 상기 <수학식 7>을 최소화하기 위해서는 가능하면 전송을 지연하는 것이 바람직하므로, 매 슬롯마다 $\alpha = s(\text{ilence})$ 를 선택하는 것이 해당 슬롯에서 최적의 선택이 될 것이며, 이에 따라 결국 $T_{\max}$ 의 주기로 전송할 것이라 생각할 수 있다. 그러나 실제로는 $t \leq T_{\max}$ 에서 채널이 가용하지 않을 수 있기 때문에 $t \leq T_{\max}$ 에서 채널의 특성에 따라 평균적으로 슬롯당 전송 비용을 최소화할 수 있는 시점에서 전송해야 한다. 따라서 네트워크가 가용한 시점마다 이를 고려하여 전송 여부를 결정해야 하며, 그 후에는 이와 같은 관점에서 전송 비용을 최소화할 수 있도록 매 슬롯에서 최적의 행동을 결정하는 방안에 대해서 살펴본다.

D. 최소 비용의 망 선택 방식

앞에서 살펴본 바에 의하면, 전체의 전송 비용을 최소화하기 위해서는 매 슬롯에서 최적의 결정을 위한 행동을 취해야 함을 확인하였다.

슬롯 t에서의 상태가 x ($x = \text{good}$ 또는 bad)일 때, 발생할 수 있는 모든 가능한 모든 행동에 따른 슬롯당 전송 비용 중에서 최소값을 $E_i^*(x)$ 로 나타내자. 한편, 슬롯 t에서 결정할 수 있는 모든 가능한 행동의 집합을 A로

나타내고, 슬롯 (t+1)에서 확률적으로 존재하는 모든 상태(x')의 집합을 X 로 나타낸다. 슬롯 t 에서의 행동에 따라 슬롯 (t+1)에서의 채널 상태가 달라지지 않기 때문에, 슬롯 t 에 행동 a 를 취했을 때 슬롯 (t+1)에서의 상태가 x' 될 확률은 상태 천이확률 $p(x'|x)$ 로 주어진다. 이때, $E_t^*(x)$ 는 다음과 같이 SDP 방정식에 의해 표현될 수 있다.

수학식 8

$$E_t^*(x) = \min_{a \in A} \left[c_t(x, a) + \sum_{x' \in X} p(x'|x) E_{t+1}^*(x') \right]$$

슬롯 t 에서 최적의 행동을 결정하기 위해서는 우선 상기 <수학식 8>에서 $E_{t+1}^*(x')$ 이 필요하며, 이를 위해서는 다시 $E_{t+2}^*(x')$ 가 필요하므로, 궁극적으로는 $E_{T_{\max}}^*(x')$ 이 필요하다.

따라서 본 발명에서는 슬롯 $T_{\max}$ 에서부터 역으로 $E_{t+1}^*(x')$ 을 유추하는 역귀납법 (backward induction)을 이용하여 모든 계산이 가능하다. 예를 들어, $t=T_{\max}-1$ 일 때, $E_{T_{\max}}(x|a)$ 는 행동에 따라 다음과 같이 계산할 수 있다.

수학식 9

$$E_{T_{\max}-1}(x|a) = \begin{cases} \sum_{x' \in X} p(x'|x_{T_{\max}-1}) E_{T_{\max}}^*(x'), & a = s \\ C_{i^*}(T_{\max} - 1), & i^* = \arg \min_{i=1,2,\dots,N} \{C_i(T_{\max} - 1)\}, \quad a = r \end{cases}$$

상기 <수학식 9>에서 $a = r$ 일 때, 해당 주기의 전송이 $t=T_{\max}-1$ 에서 끝나기 때문에 $T_{\max}$ 에서의 슬롯당 전송비용은 0이 된다. 슬롯 $T_{\max}$ 에서는 무조건 전송을 해야 하므로 $E_{T_{\max}-1}^*(x)$ 는 <수학식 9>에 의해 $a = r$ 와 $a = s$ 의 비용을 서로 비교하여, 그 값이 낮은 행동을 따라 그 비용이 결정된다. 이때, $\sum_{x' \in X} p(x'|x_{T_{\max}-1}) E_{T_{\max}}^*(x')$ 는 슬롯 $T_{\max}$ 에서 가능한 모든 상태(x')에서 예상되는 슬롯당 전송비용을 고려한 슬롯

당 평균 전송 비용에 해당하며, 이를 $\overline{c}(T_{\max})$ 로 나타낸다. 슬롯 t 에서 i 번째 네트워크의 가용성을 벡터 x_i 로 나타내며, 이는 네트워크가 가용한 경우와 그렇지 않은 경우에 각각 $x_i=[10]$ 와 $x_i=[01]$ 로 정의된다. 한편, <수학식 2>의 상태천이 행렬을 변형하여, 다음 슬롯에서 채널의 상태가 각각 good과 bad로 천이할 확률을 의미하며, 이는 $G_i = \begin{bmatrix} 1-p_i & 0 \\ q_i & 0 \end{bmatrix}$, $B_i = \begin{bmatrix} 0 & p_i \\ 0 & 1-q_i \end{bmatrix}$ 와 같이 나타낼 수 있다.

[0058]

이에 따라 슬롯 $T_{\max}$ 에서 결정된 슬롯당 평균 전송 비용에 $\overline{c}(T_{\max})$ 는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

수학식 10

$$\begin{aligned}\overline{c}(T_{\max}) = & \frac{C_1}{T_{\max}}(\mathbf{x}_1 \mathbf{G}_1 \mathbf{t}) + \frac{C_2}{T_{\max}}(\mathbf{x}_1 \mathbf{B}_1 \mathbf{t})(\mathbf{x}_2 \mathbf{G}_2 \mathbf{t}) + \dots \\ & + \frac{C_{N-1}}{T_{\max}}(\mathbf{x}_1 \mathbf{B}_1 \mathbf{t}) \dots (\mathbf{x}_{N-2} \mathbf{B}_{N-2} \mathbf{t})(\mathbf{x}_{N-1} \mathbf{G}_{N-1} \mathbf{t}) \\ & + \frac{C_N}{T_{\max}}(\mathbf{x}_1 \mathbf{B}_1 \mathbf{t}) \dots (\mathbf{x}_{N-1} \mathbf{B}_{N-1} \mathbf{t})\end{aligned}$$

[0059]

[0060]

상기 <수학식 10>에서 각 네트워크의 가용 확률을 계산할 때 수식을 단순화시키기 위하여 벡터와 행렬 계산으로 하였기 때문에 마지막에 평균을 구하기 위해 다시 스칼라 값으로 변환시켜주는 변환 벡터 (transform vector)로 사용된다. 나아가, 모든 슬롯에서 예상되는 평균 슬롯당 전송비용을 계산하기 위해 일반화하면, 슬롯 t 에서 예상할 수 있는 슬롯 t' 의 슬롯당 평균 전송비용 $\overline{c}(t')$ 를 다음과 같이 나타낼 수 있다.

수학식 11

$$\begin{aligned}\overline{c}(t') = & \frac{C_1}{t'}(\mathbf{x}_1 \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{G}_1 \mathbf{t}) + \frac{C_2}{t'}(\mathbf{x}_1 \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{B}_1 \mathbf{t})(\mathbf{x}_2 \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{G}_2 \mathbf{t}) + \dots \\ & + \frac{C_{N-1}}{t'}(\mathbf{x}_1 \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{B}_1 \mathbf{t}) \dots (\mathbf{x}_{N-2} \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{B}_{N-2} \mathbf{t})(\mathbf{x}_{N-1} \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{G}_{N-1} \mathbf{t}) \\ & + \frac{C_N}{t'}(\mathbf{x}_1 \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{B}_1 \mathbf{t}) \dots (\mathbf{x}_{N-1} \mathbf{P}^{t'-t-1} \mathbf{B}_{N-1} \mathbf{t})\end{aligned}$$

[0061]

[0062]

$\overline{c}(t')$ 는 슬롯 $(t'-1)$ 에서 계산되어야 하므로 슬롯 $(t'-1)$ 의 상태가 필요하며, 슬롯 $(t'-1)$ 의 상태는 슬롯 t 에서의 상태와 상태 천이 행렬을 곱하여 계산할 수 있다.

[0063]

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

수학식 12

$$E_{T_{\max}-2}(x|a) = \begin{cases} \sum_{x' \in X} p(x'|x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x'), & a = s \\ C_i(T_{\max}-2), & a = r \end{cases}$$

[0064]

[0065]

이때 $E_{T_{\max}-2}^*(x)$ 를 찾기 위해서는 $\sum_{x' \in X} p(x'|x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x')$ 을 계산해야 하며, $E_{T_{\max}-1}^*(x')$ 는

상기 <수학식 9>에 의해 계산할 수 있으므로, $\sum_{x' \in X} p(x'|x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x')$ 은 다음과 같이 표현될 수 있다.

수학식 13

$$\begin{aligned} \sum_{x' \in X} p(x' | x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x') &= \sum_{x' \in X} p(x' | x_{T_{\max}-2}) \cdot \min_{a_{T_{\max}-1} \in A} \{C_i(T_{\max}-1), \bar{C}(T_{\max})\} \\ &= \min_{a_{T_{\max}-1} \in A} \left\{ \sum_{x' \in X} p(x' | x_{T_{\max}-2}) \cdot C_i(T_{\max}-1), \sum_{x' \in X} p(x' | x_{T_{\max}-2}) \cdot \bar{C}(T_{\max}) \right\} \\ &= \min_{a_{T_{\max}-1} \in A} \{ \bar{C}(T_{\max}-1), \bar{C}(T_{\max}) \} \\ &= \begin{cases} \bar{C}(T_{\max}-1), & a_{T_{\max}-1} = r \\ \bar{C}(T_{\max}), & a_{T_{\max}-1} = s \end{cases} \end{aligned}$$

[0066]

여기서 $\sum_{x' \in X} p(x' | x_{T_{\max}-2}) E_{T_{\max}-1}^*(x')$ 는 $t=T_{\max}-1$ 에서의 행동 ($a_{T_{\max}-1}$)에 의해 결정되며,

$t=T_{\max}-2$ 에서는 $C_i(T_{\max}-1)$ 을 알 수 없으므로 예상되는 평균 슬롯 당 전송 비용

($\bar{C}(T_{\max}-1)$)을 계산한다. 또한 $\bar{C}(T_{\max})$ 는 $t=T_{\max}-2$ 에서의 상태와 무관하므로 변하지 않는다.

$E_{T_{\max}-2}^*(x)$ 는 상기 <수학식 13>에 따라 다음과 같이 슬롯 ($T_{\max}-2$)에서 전송했을 때 발생하는 슬롯당 전송비용과 전송하지 않았을 때 발생하는 예상 평균 비용 중에서 낮은 값을 주는 행동을 선택한다.

수학식 14

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

[0068]

지금까지의 backward induction을 일반화하면 임의의 슬롯 t 에서의 $E_t^*(x)$ 는 다음과 같이 주어진다.

수학식 15

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

[0070]

여기서 예상평균들은 평균을 계산하는 슬롯의 바로 이전 슬롯에서 다음 슬롯으로 상태를 천이할 때에 대한 슬롯당 전송비용의 평균이다. 슬롯 t 에서는 미래 슬롯의 상태를 알 수 없기 때문에 현재의 상태와 상태 천이확률을 이용하여 해당 슬롯의 상태를 확률적으로 계산하고, 확률적으로 존재하는 해당 슬롯에서 다음 슬롯의 예상 평균 비용을 계산한다.

한편, 슬롯 t 에서 상기 <수학식 16>의 해를 찾기 위해 $\bar{C}(t)$ 를 계산할 때, 만약 $x_{t'}$ 이 안정상태 확률일

경우에 항상 $\bar{C}(T_{\max})$ 가 항상 최저의 예상 평균 전송비용이 된다. 예를 들어, 현재 t 슬롯이라 하면, 상기 <수

학식 16>의 해를 구하기 위해 상기 <수학식 11>을 이용하여 모든 t' 에 대한 $\bar{C}(t')$ 를 계산한다. 이때

$\bar{C}(t')$ 는 $x_{t'}$ 가 안정상태일 때 계산된 값과 안전상태가 아닐 때 계산된 값으로 나누어지며, 만약 $x_{t'}$ 가

안정상태일 경우, 상기 <수학식 9>에서 t' 이 커질수록 분모는 커지나 분자는 변하지 않으므로 항상 $\overline{C}(T_{\max})$ 가 최소값이 된다.

[0073]

그러나 t' 이 작아서 $t' - 1$ 에서의 상태가 안정 상태가 아닐 경우, 현재 슬롯을 반영한 $\overline{C}(t')$ 을 계산하므로 현재 상태에 따라 $\overline{C}(t')$ 가 커질 수도 작아질 수도 있다. 하지만 현재 상태를 반영한 $\overline{C}(t')$ 은 분모가 $T_{\max}$ 인 $\overline{C}(T_{\max})$ 에 비하면 상대적으로 큰 값이 되므로 $\min(\overline{C}(t')) = \overline{C}(T_{\max})$ 가 된다.

[0074]

이와는 대조적으로 현재 슬롯이 $T_{\max}$ 에 근접한다면, x_i' 는 안정상태가 아니므로 모든 t' 에 대해 현재의 상태를 반영한 $\min(\overline{C}(t'))$ 을 계산할 수 있다. 따라서 슬롯 t 가 $T_{\max}$ 에 근접할 때에만 현재 상태를 반영한 최소 예상 평균 비용을 선택하며, 이외의 경우에 대해서는 $\overline{C}(T_{\max})$ 를 선택한다.

[0075]

한편, 현재의 상태정보를 반영한 $\min(\overline{C}(t'))$ 는 약 슬롯 $(T_{\max}-3)$ 부터 의미가 있는 값으로 나타나므로, 평균적으로 $T_{\max}-3$ 이전에 전송을 하는 경우에 대해서는 상기 <수학식 16>의 해를 $\overline{C}(T_{\max})$ 라고 할 수 있다, 이때 $\overline{C}(T_{\max})$ 는 $T_{\max}$ 마다 고정주기로 전송을 하는 경우에 발생하는 슬롯당 전송비용의 평균에 해당하며, 슬롯 t 에서 SDP에 따른 최적의 결정은 다음과 같이 단순화 할 수 있다.

수학식 16

$$a = \begin{cases} r, & \text{if } C_i(t) < \overline{C}(T_{\max}) \\ s, & \text{otherwise} \end{cases}$$

[0076]

즉, p_i 가 매우 낮고 q_i 가 매우 높아서 평균적으로 $T_{\max}-3$ 이후에 전송을 하는 경우를 제외하고는 상기 <수학식 17>을 통해 전송시점을 결정함으로써 시스템의 복잡도를 크게 낮출 수 있으며, 평균 전송 슬롯이 $T_{\max}-3$ 이후라 하더라도 $T_{\max}-3$ 전까지는 상기 <수학식 17>을 이용하여 전송을 결정한다면 복잡도를 크게 낮출 수 있다.

[0078]

결론적으로, 매 슬롯에서 상기 수학식 16>에 의해 $E_t^*(x) = C_t(t)$ 이면 슬롯 t 에서 네트워크 i 를 선택하여 전송을 하고, $E_t^*(x) \neq C_t(t)$ 이면 전송을 하지 않는 것이 최적의 네트워크 선택 방식이 된다. 하지만 평균전송 슬롯을 고려하여 상기 <수학식 17>을 통해 전송슬롯을 결정하면 시스템 복잡도를 줄이면서 상기 수학식 16>을 사용하는 것과 같은 결과를 볼 수 있다.

[0079]

도 2는 $N=2$ 일 때 $C_1=10$ 과 $C_2=100$ 을 가정하고 각각의 슬롯당 전송 비용을 보여주며, 주어진 상태전이확률에 따라 채널을 발생시킨 후($p_i=0.9$, $q_i=0.1$) 상기 <수학식 17>에 의해 전송 가능한 시점을 보여준 것이다. 여기서 보는

바와 같이 상기 <수학식 17>에 의해 결정될 수 있는 전송 가능한 시점($C_1(t)$ 이 $\overline{C}(T_{\max})$ 보다 작아지는 시점)이 다수 개가 존재할 수 있는 것을 알 수 있다. 이때 슬롯당 전송 비용은 $T_{\max}$ 에 근접할수록 낮아지는 것을 알 수 있다.

[0080] 그러나, 상기 <수학식 17>에 의해 최초로 전송이 이루어지는 시점은 27번째 슬롯으로서, 보다 더 낮은 비용으로 전송할 수 있는 기회를 반영할 수 없게 된다. 이러한 문제점을 해결하기 위하여 최소 전송주기 $T_{\min}$ 를 지정하여 $T_{\min}$ 슬롯 이후에서만 전송을 허용하는 방법을 고려할 수 있다. 이때, 적절한 $T_{\min}$ 을 결정하기 위한 별도의 최적화 작업이 요구된다. 하지만, 본 발명에서는 이러한 최적화를 별도로 수행하지 않고, 주어진 $T_{\min}$ 에 따른 성능 특성만을 분석함으로써 최적의 $T_{\min}$ 에 미치는 요소들을 파악하는데 초점을 맞춘다.

[0081] E. 시뮬레이션

[0082] 이하 시뮬레이션을 통해 고정된 주기로 전송하는 방식과 대비하여 상기 <수학식 16>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 별 슬롯당 전송비용의 평균을 구한 뒤 전체 슬롯의 수를 곱해서 산출할 수 있다.

[0083] 다음에서는 각 슬롯의 길이(T_{slot})를 1로 정규화하고 $T_{\min}=60$ 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 모든 네트워크에서의 채널 상태는 모두 동일한 특성이 있다고 가정한다.

[0084] 도 3은 2개의 네트워크가 존재($N=2$)할 때, $T_{\min}$ 을 설정하지 않고(즉, $T_{\min}=0$), 채널의 특성이 변화하면서 각 네트

워크에서의 전송 비용 $\{C_i\}_{i=1}^N$ 에 따라 제안 방식의 비용 감소 이득 비율(비용 감소율)을 살펴본다. 네트워크의 비용은 $C_1=10$ 으로 고정하고, $C_2=20, 100, 500$ 으로 변화시킨다.

[0085] 도 3에서 맨 위에서 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 때 결과에 해당한다. 이 결과에 따르면 네트워크 1과 네트워크 비용의 차이가 클수록 비용감소율이 증가하는 것을 알 수 있다. $\{C_1=10, C_2=500\}$ 의 경우에 채널 특성에 따라서는 개략적으로 40~80%까지의 비용 감소가 예상된다.

[0086] 한편, $\{C_1=10, C_2=20\}$ 의 경우에는 채널 특성과 상관없이 그 이득은 매우 미비한 것을 알 수 있다.

[0087] 또한, 채널의 상태가 매우 좋을 경우(예를 들어, $p_i \leq 0.1$, $q_i \geq 0.9$)에는 $T_{\max}$ 를 고정 주기로 전송하는 것과 비슷한 결과가 발생하기 때문에 성능 이득이 거의 없다는 것을 알 수 있다.

[0088] 도 4는 도 3과 동일한 조건에서 최소 전송주기를 $T_{\min}=30$ 으로 설정했을 때 비용감소율을 보이며, 도 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.

[0089] 한편, 도 5 내지 7은 $N=2$ 의 경우에 네트워크의 전송 비용을 $\{C_1=10, C_2=100\}$ 으로 고정하고 $T_{\min}$ 에 따른 비용감소율을 보인다.

[0090] $T_{\min}$ 이 너무 작으면 도 3의 중간 이 떨어지며, 도 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.

[0091] 마지막으로, 도 8에서는 네트워크의 수에 따른 슬롯당 비용을 비교한다. 이때 N 의 변화에 따른 비용감소율의 관

찰을 용이하게 하기 위해 각 네트워크의 비용은 $\{C_i\}_{i=1}^{N-1}=10$ 와 $C_N=100$ 으로 설정하였다. 또한, 해양통신 환경을 고

려하여 p_i 와 q_i 를 작은 값으로 가정하였다(즉, $p_i=0.1$, $q_i=0.1$, $\forall i$).

[0092] 이는 통신장소의 특성상 다중경로 페이딩의 영향이 작기 때문에 네트워크의 상태는 주로 각 네트워크의 커버리지에 의해 결정된다는 점을 고려한 것이다. 즉, 네트워크의 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 싼 네트워크가 존재할 확률이 높아지면서 평균슬롯당 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 최저비용의 네트워크의 채널의 상태가 항상 good일 때 비용을 최소화하기 위해 $T_{\max}$ 주기로 가장 낮은 비용의 네트워크를 통해 전송했을 때 발생하는 슬롯당 전송비용을 의미한다.

[0093] F. 결론

[0094] 본 발명에서는 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 모델링 하였으며, Stochastic Dynamic Programming (SDP)을 통해 비용을 최소화 하는 전송슬롯을 결정하는 방식을 제안하였다.

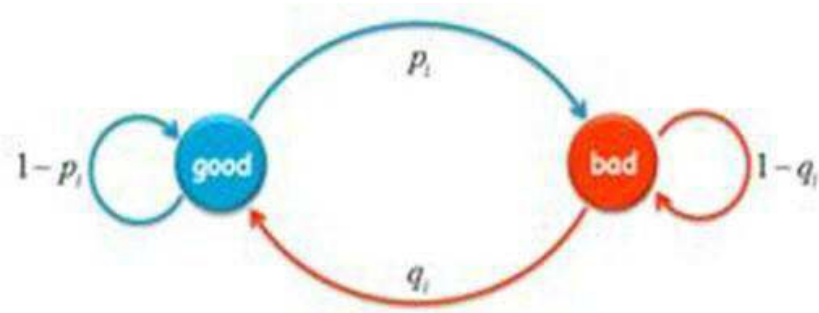
[0095] 다양한 채널 환경에서 제안하는 방식은 고정 주기로 전송하는 방식에 비해 상당한 비용을 감소시킬 수 있음을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 확인하였다. 이때, SDP 과정에서 전송조건을 만족하는 전송 가능 시점이 다수 개가 발생할 수 있으나, 그 가능성을 반영할 수 없었기 때문에 불필요한 초기 전송으로 인한 성능저하가 발생할 수 있었다. 이와 같은 문제를 해결하기 위해 적절한 최소 전송 주기를 설정하면 상당한 성능 향상이 이루어짐을 확인하였다.

[0096] 그러나, 최소 전송 주기에 따라 여전히 성능 차이가 발생할 수 있기 때문에, 향후 연구에서는 최적의 최소 전송 주기를 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 편의를 극대화할 수 있는 응용 서비스를 제공할 수 있을 것이다.

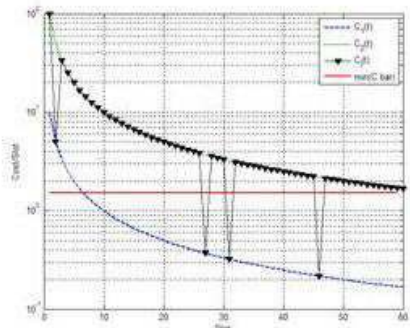
[0097] 한편 본 발명의 상세한 설명에서는 구체적인 실시 예에 관해 설명하였으나, 본 발명의 범위에서 벗어나지 않는 한도 내에서 여러 가지 변형이 가능함은 물론이다. 그러므로 본 발명의 범위는 설명된 실시 예에 국한되어 정해져서는 안되며 후술하는 특허 청구의 범위뿐만 아니라 이 특허 청구의 범위와 균등한 것들에 의해 정해져야 한다.

도면

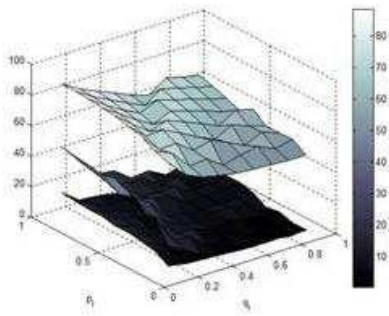
도면1



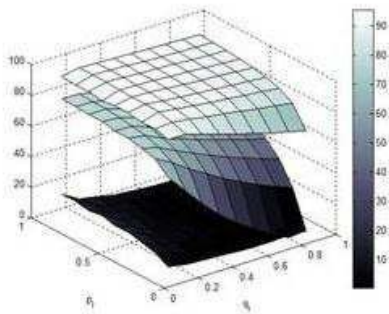
도면2



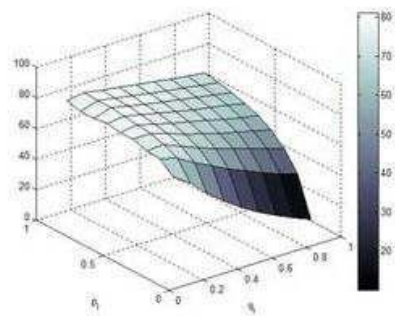
도면3



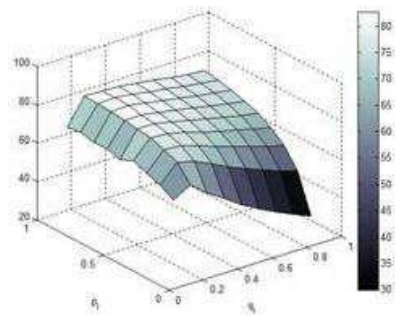
도면4



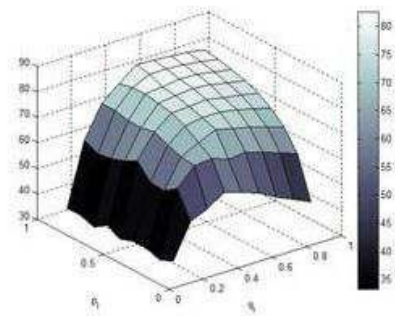
도면5



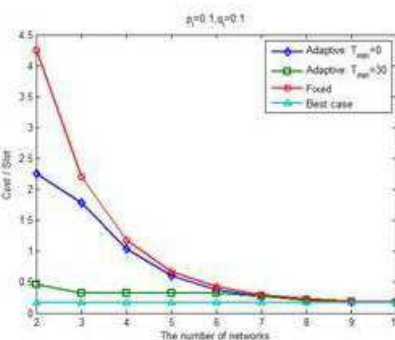
도면6



도면7



도면8



도면9

