

---

# $k$ -최단 분리 경로 배정을 적용한 장애 복구형 선박 백본 네트워크의 성능 평가

탁성우\*

## Performance Evaluation of a Survivable Ship Backbone Network Exploiting $k$ -Shortest Disjoint Paths

Sungwoo Tak\*

### 요 약

장애 복구형 백본 네트워크에서 경로의 짧은 거리 및 빠른 전파 지연시간은 주 경로와 백업 경로의 설정시 활용될 수 있는 중요한 성능 인자이기에 이에  $k$ -최단 분리 경로 개념은 이러한 백본 네트워크 환경에서 매우 중요하게 고려된다. 이에 본 논문에서는 선박 장비 간의 중복 메시지 전송 기능을 명세하는 IEC61162-410 표준이 적용된 장애 복구형 선박 백본 네트워크에서  $k$ -최단 분리 경로 개념의 적합성을 비교 평가하였다. 성능 평가는 링크 용량, 주 경로 및 백업 경로의 홉 및 거리, 트래픽 흐름의 균등 분포, 백업 경로의 장애 복구 시간, 그리고 물리 네트워크 토폴로지의 연결성 측면에서 수행되었다.

### ABSTRACT

The concept of  $k$ -shortest disjoint paths is considered important because the establishment of primary and backup forwarding paths exploiting shorter distance and faster propagation time is a dominant consideration for the design of a survivable backbone network. Therefore, we need to evaluate how well the concept of  $k$ -shortest disjoint paths is exploited for the design of a survivable ship backbone network considering the international standard related to ship backbone networks, the IEC61162-410 standard specifying how to manage redundant message transmissions among ship devices. Performance evaluations are conducted in terms of following objective goals: link capacity, hop and distance of primary and backup paths, even distribution of traffic flows, restoration time of backup forwarding paths, and physical network topology connectivity.

### 키워드

$k$ -최단 분리 경로 배정, 선박 백본 네트워크, IEC61162-410 표준, 네트워크 복구

### Key word

$k$ -Shortest disjoint paths, Ship backbone network, IEC61162-410 standard, Network restoration

---

\* 종신회원 : 부산대학교 정보컴퓨터공학부(교신저자, swtak@pnu.edu)

접수일자 : 2012. 01. 13

심사완료일자 : 2012. 02. 26

**Open Access** <http://dx.doi.org/10.6109/jkiice.2012.16.4.701>

© This is an Open Access article distributed under the terms of the Creative Commons Attribution Non-Commercial License(<http://creativecommons.org/licenses/by-nc/3.0/>) which permits unrestricted non-commercial use, distribution, and reproduction in any medium, provided the original work is properly cited.

## I. 서 론

현재 세계 무역의 90% 이상이 해상을 통해 이루어지고 있으며, 화물의 90% 이상이 컨테이너선에 의해 운송되고 있다. 한편, 최근에 활발히 진행되고 있는 유비쿼터스 컴퓨팅 관련 기술과 최신 유무선 통신 기술의 발전 및 확산은 선박 통신 영역을 유비쿼터스 통신 영역에 포함시켜 차세대 선박 통신 플랫폼 시장의 개척 및 선점에 대한 경쟁을 유발시키고 있다. 최근 들어 선박 운용의 편의성과 정밀성을 향상시키기 위한 선박 정보화 장비의 증가로 인하여 최대 50개의 장비와 250Kbps 대역폭을 제공하는 CAN (Controller Area Networks) 기반 기존 선박 백본 네트워크를 대체할 수 있는 차세대 선박 백본 네트워크의 필요성이 대두되고 있다. 현재 선박 네트워크와 관련된 표준 명세는 IEC (International Electrotechnical Commission) 61162-4XX 표준 시리즈이다. 이러한 표준 시리즈 중에서 선박 네트워크의 생존성과 관련된 표준은 IEC61162-410 표준이다 [1]. 그림 1은 IEC61162-410 표준에서 제시한 이중화 통신 구조이다.

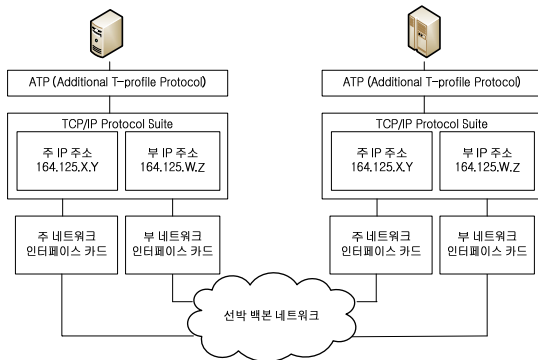


그림 1. IEC61162-410 표준의 이중화 통신 구조  
Fig. 1 Redundant communication architecture in the IEC61162-410 standard

제시한 이중화 통신 구조는 선박 장비와 네트워크 링크의 물리적 장애에 대한 생존성을 제공하기 위하여 이중화 네트워크 인터페이스 카드와 이중화 링크를 사용한다. IEC61162-410 표준에서 제안한 ATP (Additional T-profile Protocol)는 TCP와 UDP 프로토콜 계층 위에서 동작하며, 이중화 네트워크 인터페이스 카드에 2개의 독립적인 트래픽 전송 경로를 각각 할당한다. ATP는 2개

의 독립적인 트래픽 전송 경로를 주 경로와 백업 경로로 설정한 후, 선박의 장비 간에 교환되는 메시지를 주 경로 및 백업 경로에 중복 전송한다.

그러나 IEC61162-410 표준은 선박 장비간의 중복 메시지 전송 기능만을 고려하며, 장애 복구형 선박 백본 네트워크에 대한 명세는 고려하지 않는다. 그림 1에서 제시한 이중화 통신 구조를 운용하기 위한 장애 복구형 선박 백본 네트워크는 물리 토폴로지와 논리 토폴로지로서 분화할 수 있다. 물리 토폴로지는 이중 선로로 구성된 물리 링크와 스위치 장비, 그리고 다양한 선박 단말 장비로 구성되며, 물리적 장애에 대한 복구가 가능한 이중화 구조를 사용해야 한다. 논리 토폴로지는 송신 단말과 목적지 단말간의 메시지를 전달하는 포워딩 경로들로 구성되는 오버레이 네트워크이다. 생존 가능한 논리 토폴로지를 설계하는데 가장 중요하게 고려되어야 할 사항은, 이중화된 물리 토폴로지에서 최적 분리 경로를 설정하여 노드 및 링크 장애가 발생하는 경우에도 안전하게 메시지를 전송하는 것이다.

최적 포워딩 경로 탐색 및 설정과 관련하여 기존 연구에서 많이 활용하고 있는 최적화 원리 (Optimal Principle)를 정리하면 다음과 같다. 노드  $x$ 에서 노드  $z$ 까지 설정된 최적 포워딩 경로  $fp_{xz}$  내에 노드  $y$ 가 포함되어 있다면, 노드  $y$ 에서 노드  $z$ 까지 탐색한 최적 포워딩 경로  $fp_{yz}$ 도 포워딩 경로  $fp_{xz}$  내에 포함된다. 따라서 최적 포워딩 경로를 구하기 위하여 최적화 원리를 적용하면, 특정 포워딩 경로  $fp_{sd}$ 를 구성할 수 있는 부분적인 포워딩 경로의 최적 해들 (예들 들어,  $fp_{sl}, fp_{lm}, \dots, fp_{kd}$ )를 연속적으로 연결하여 해당 최적 포워딩 경로  $fp_{sd}$ 를 생성할 수 있다. 이러한 최적화 원리 및 선박 백본 네트워크의 생존성을 동시에 제공할 수 있는 포워딩 경로 배정으로  $k$ -최단 분리 경로 배정 ( $k$ -Shortest Disjoint Paths)이 많이 사용되고 있다.

참고문헌 [2]와 [3]에서는 네트워크의 빠른 장애 복구 및 경로 할당에  $k$ -최단 분리 경로 배정 기법을 사용하였다. 참고문헌 [4]에서는 네트워크 장애가 발생하는 경우, 네트워크에 유입된 트래픽 부하의 균형을 조절하면서 빠른 백업 경로를 설정하기 위하여 최단 경로 설정 개념을 일부 적용하였다. 참고문헌 [5]와 [6]에서는 최단 경로를 탐색하는 다익스트라 알고리즘을 활용한 백업 경로 설정 기법을 제안하였다. 참고문헌 [7]에서는 패킷 전송 지연을 최소화하기 위해 최단 거리 경로 기반의 라우

팅 알고리즘을 제안하였다. 참고문헌 [8]에서는 k-최단 분리 경로 배정 기법이 장애 복구 시간뿐만 아니라 네트워크 장애 복구에 사용되는 네트워크 용량을 일부 감소시킬 수 있음을 보여 주었다. 참고문헌 [9]와 [10]에서는 최단 분리 경로 배정을 사용하는 경우, 네트워크의 링크 비용이 증가함을 분석하였다. 참고문헌 [2]부터 [10]까지는 최단 경로 분리 개념을 적용하여 제한된 범위 내에서 네트워크 성능을 분석하였다. 참고문헌 [11]부터 [14]까지는 최단 분리 경로 개념을 적용한 라우팅 프로토콜의 성능을 분석하였다.

참고문헌 [11]에서는 낮은 연산 복잡도를 가지는 최단 경로 할당 기법을 제안하여 OSPF (Open Shortest Path First) 라우팅 프로토콜의 성능을 향상시킬 수 있도록 하였다. 참고문헌 [12]와 [13]에서는 최단 경로 배정 기법을 사용하면서 최소 링크 비용과 최대 링크 이용률을 얻기 위해 네트워크의 링크 가중치를 조절하여 트래픽 전달을 담당하는 최소 경로를 재배치하였지만, 우수한 성능을 생성하지 못하였다. 참고문헌 [14]에서는 최단 경로 개념을 적용한 OSPF에 효율적인 트래픽 흐름을 제공하기 위하여 트래픽 공학 기법을 적용하더라도 네트워크 장애가 발생하는 경우에, OSPF의 안정성이 충분하지 않음을 보여 주었다.

## II. 네트워크 성능 인자

장애 복구형 선박 백본 네트워크는 그림 2에서 보는 바와 같이 물리 토폴로지와 논리 토폴로지로 구성된다. 참고문헌 [15]에서는 네트워크에 유입되는 트래픽 양의 80% 이상이 논리적인 메쉬 형태로 교환되는 경우, 점대점 및 링, 그리고 메쉬 네트워크 구조 기반 물리 토폴로지에서 생존성을 제공하기 위해 요구되는 토폴로지의 연결성 대비 물리 백업 장비 비용을 분석하였다. 분석한 결과, 메쉬 네트워크 구조 기반의 물리 토폴로지에서 요구되는 백업 장비의 비율이 매우 낮게 나왔다. 이에 본 논문에서는 장애 극복형 선박 백본 네트워크의 물리 토폴로지로 메쉬 네트워크 구조를 사용한다.

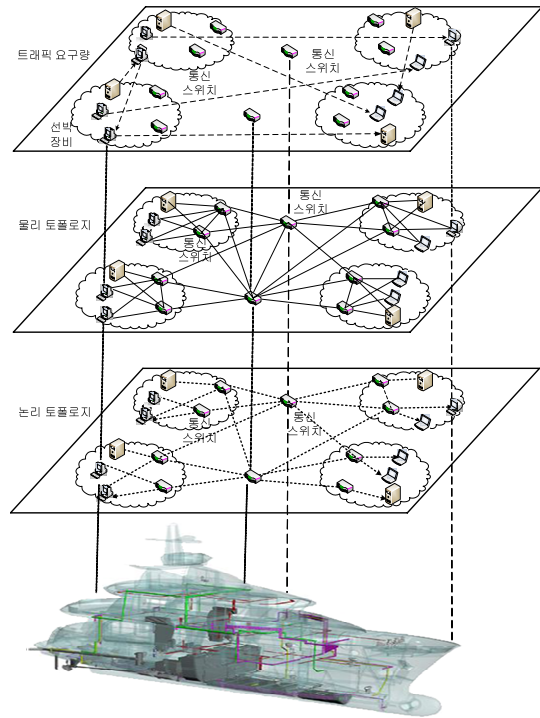


그림 2. IEC61162-410 표준의 이중화 통신 구조  
Fig. 2 Redundant communication architecture in the IEC61162-410 standard

장애 극복형 선박 백본 네트워크의 논리 토폴로지 구성에 적용되는 5개의 네트워크 성능 인자는 다음과 같다. 첫 번째 네트워크 성능 인자는 *Min\_Capacity* (Minimizing max bound of link Capacity)이다. *Min\_Capacity*는 네트워크 링크에 흐르는 트래픽 부하의 최대값을 최소화하여 선박 백본 네트워크의 링크 비용을 감소시킨다.

두 번째 네트워크 성능 인자는 *Min\_Distance* (Minimizing forwarding path Distance)이다. *Min\_Distance*는 주 경로와 백업 경로의 거리를 최소화한다. 세 번째 네트워크 성능 인자는 *Min\_Hop* (Minimizing forwarding path Hop)이다. *Min\_Hop*은 주 경로와 백업 경로를 구성하는 전체 홉 수를 최소화한다. 네 번째 성능 인자는 *Min\_Deviation* (Minimizing flow Deviation)이다.

*Min\_Deviation*은 네트워크에 유입되는 트래픽 양을 주 경로와 백업 경로에 균등하게 할당하여 링크에 할당되는 트래픽 양의 편차를 최소화한다.

마지막으로 다섯 번째 네트워크 성능 인자는  $Min\_Backuptime$  (*Minimizing Backup path restoration time*)이다.  $Min\_Backuptime$ 은 주 경로의 장애 복구를 담당하는 백업 경로의 복구 시간을 최소화한다.

### III. 성능 평가 프레임워크

이 장에서는 장애 복구형 선박 백본 네트워크의 성능을 평가하기 위하여 제안한 3개의 알고리즘을 기술하였다. 3개의 알고리즘은 OSDF (annealing Optimization based k-Shortest Disjoint Forwarding path restoration)와 OPDF (Optimal dynamic programming Principle based Disjoint Forwarding path restoration), 그리고 ORDF (Optimally Reinforced Disjoint Forwarding path through link-based restoration)이다. OSDF와 OPDF 알고리즘은 경로 기반 장애 복구 방식 (Path-based Restoration)을 사용하며, ORDF 알고리즘은 경로 기반 장애 복구 및 링크 기반 장애 복구 방식 (Link-based Restoration)을 사용한다.

표 1은 OSDF, OPDF, 그리고 ORDF 알고리즘에서 사용하는 변수를 기술하였다. OSDF 알고리즘은 k-최단 분리 경로 개념을 사용하며, 주어진 네트워크 성능 인자를 고려한 최적의 주 경로와 백업 경로 집합을 생성한다. OSDF 알고리즘을 구성하고 있는 3개의 프로시저는 EMP (Escape from local minima exploiting Multiple decision Probabilities) 프로시저, EOP (Escape from the strong and the weak Optimal Principles) 프로시저, 그리고 OAP (Optimally Annealing Process) 프로시저이다.

표 1. 성능 평가에서 사용된 변수들  
Table. 1 Variables used in performance evaluation

변수	설명
$\{AnnealedFP\}$	경로 집합 $\{FP\}$ 를 어닐링하여 생성된 경로 집합
$BackupPath_{sd}, BackupPath_{sd}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 백업 경로
$BackupPath_{[mn]sd}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 백업 경로에 존재하는 노드 $m$ 과 노드 $n$ 을 연결하는 링크 구간
$d$	경로의 목적지 노드

변수	설명
$E(G_p)$	물리 토폴로지의 링크 수
FIFO	선입선출 (First-In First Out) 큐
$Flow_{mn}$	노드 $m$ 과 노드 $n$ 을 연결하는 링크에 흐르는 트래픽
$\{FP\}$	주 경로와 백업 경로의 집합
$\{FP_{common-segment}\}$	임의의 한 노드에 도달하는 여러 부분 경로들의 집합
$FP_{first}$	경로 집합 $\{FP\}$ 의 첫 번째 경로
$FP_{least-common-segment}$	$\{FP_{common-segment}\}$ 에서 최소 비용을 가지는 부분 경로
$\{FP_{loop}\}$	루프를 형성하고 있는 경로
$\{FP_{new}\}$	경로 $FP_{first}$ 의 종단 노드를 확장하여 생성된 새로운 경로 집합
$\{FP_{OPDF}\}$	OPDF 알고리즘에 의해 개선된 $\{FP\}$
$\{FP_{ORDF}\}$	ORDF 알고리즘에 의해 개선된 $\{FP\}$
$\{FP_{OSDF}\}$	OSDF 알고리즘에 의해 개선된 $\{FP\}$
$fp_{sd}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 경로
$G_p, G'_p, G''_p, NewG_p$	선박 백본 네트워크의 물리 토폴로지
iteration	실행 반복 횟수
$k$	$k$ 번째 최단 경로
$K$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간 $k$ -최단 분리 경로의 총 개수
$k(G_p)$	물리 토폴로지의 연결성
$KPATH_{sd,k}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 $k$ 번째 최단 경로
$Link_{mn}$	노드 $m$ 과 노드 $n$ 을 연결하는 링크
$MP(k)$	$k$ 번째 최단 경로의 선택에 사용되는 확률
$Newfp_{sd}$	경로 $fp_{sd}$ 를 어닐링하는 과정에서 사용되는 임시 변수
$NewSegment_{[mn]sd}$	$Segment_{[mn]sd}$ 를 어닐링하는 과정에서 사용되는 임시 변수
$PrimaryPath_{sd}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 주 경로
$R$	0과 1사이의 랜덤 값
Rate	시뮬레이티드 어닐링의 쿨링 스케줄링에서 사용하며, 후보 해의 수락 확률을 감소하는 비율
$s$	경로의 소스 노드

변수	설명
$Segment_{(mm)sd}$	소스 노드 $s$ 와 목적지 노드 $d$ 간의 경로에 존재하는 노드 $m$ 과 노드 $n$ 간의 부분 경로 구간
$T$	시뮬레이티드 어닐링의 쿨링 스케줄링에서 사용하며, 후보 해의 수락 확률
$TR_{matrix}$	노드간 트래픽 처리 요구량을 구성하는 행렬
$TR_{sd}$	$TR_{matrix}$ 에서 소스 노드 $s$ 가 목적지 노드 $d$ 간 개별 트래픽 요구량을 나타내는 행렬 원소
$ Tabu $	타부 목록의 크기

EMP 프로시저는 다중 결정 확률 방식을 사용하여 후순위  $k$ 번째 최단 경로도 고려한다. 이는 지역 최적화에 빠지지 않도록 다양한 경로로 구성된 초기 해를 생성한다. 이와 같은 경로 선택 방식은 다른 알고리즘으로부터 생성된 여러 경로들과 비교하여도 적어도  $k$ 번째로 짧은 경로임을 보장할 수 있으며, 포위딩 경로의 생존성 및 빠른 복구 시간에서 유리할 수 있다. 그럼에도 불구하고,  $k$ -최단 분리 경로 배정은 여전히 최적화 원리를 따르기 때문에 네트워크 유입되는 트래픽이 특정 링크에 집중화될 수 있다. 이로 인하여 노드 및 링크 장애에 의해 영향을 받는 트래픽의 양이 증가한다. 이에 EOP 프로시저는 네트워크에 유입되는 트래픽 흐름을 균등하게 분산시킨다. 트래픽 흐름이 최대가 되는 링크를 관리하여 트래픽 흐름이 특정 링크에 집중화되는 현상을 제거한다.

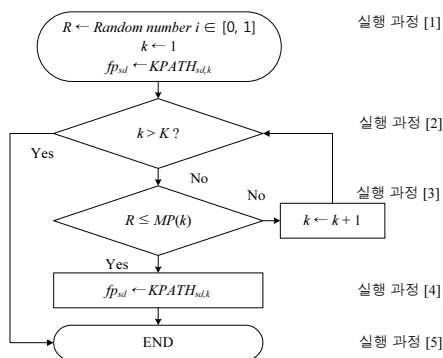


그림 3. EMP 프로시저  
Fig. 3 EMP procedure

OAP 프로시저는 잘 알려진 최적화 기법인 시뮬레이티드 어닐링을 사용하여 EMP 프로시저와 EOP 프로시저에 의해 생성된 결과를 향상시킨다. 그림 3은 EMP 프로시저의 실행 과정을 보여준다.

먼저 0과 1사이의 실수 값  $R$ 을 임의로 선택하고,  $k$ 의 초기 값은 1로 설정된다. 소스 노드  $s$ 와 목적지 노드  $d$ 간의  $k$ -최단 분리 경로 집합 중에서 첫 번째 최단 경로  $KPATH_{sd,k}$ 를 선택하여 소스 노드  $s$ 와 목적지 노드  $d$ 간의 포위딩 경로  $fp_{sd}$ 에 저장한다(실행 과정 [1]). 랜덤 값  $R$ 이  $k$ 번째 최단 경로의 선택에 사용되는 결정 확률  $MP(k)$  범위 내에 있으면 해당  $k$ 번째 최단 경로  $KPATH_{sd,k}$ 를  $fp_{sd}$ 에 저장한다(실행 과정 [3]과 실행 과정 [4]). 만약 랜덤 값  $R$ 이  $MP(k)$  범위 내에 있지 않으면,  $k+1$  번째 최단 경로를 선택한 후 실행 과정 [2]부터 다시 수행한다. 그림 4는 EOP 프로시저의 실행 과정을 보여준다.

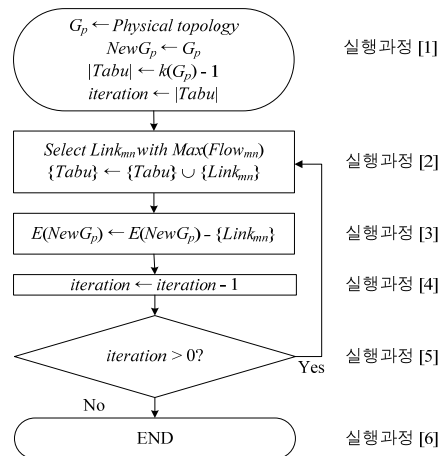


그림 4. EOP 프로시저  
Fig. 4 EOP procedure

먼저 주어진 선박 백본 네트워크의 물리 토폴로지  $G_P$ 를  $NewG_P$ 에 저장하고, 타부 목록의 크기  $|Tabu|$ 를  $k(G_P)$ 로 초기화한다(실행 과정 [1]). 타부 목록은 트래픽 흐름이 최대가 되는 링크들을 나타낸다.  $k(G_P)$ 는 물리 토폴로지의 연결성을 나타냄과 동시에 소스와 목적지 간의 최대 분리 경로 수를 나타낸다. 트래픽 흐름이 최대 집중화된 링크(실행과정 [2]의  $Max(Flow_{mn})$ ) 개수를  $k(G_P)-1$ 만큼 고려하여 최적화 원리에 의해 트래픽이 집중화되는 특정 경로를 배제한 연결된 물리 토폴로지

를 생성한다. *EOP* 프로시저는 *|Tabu|*로 설정된 실행 반복 횟수 *iteration*만큼 반복 실행된다 (실행 과정 [2]부터 [5]까지).

*EMP* 프로시저와 *EOP* 프로시저를 통해 생성된 결과를 향상시키는 위하여 시뮬레이티드 어닐링 개념을 적용한 *OAP* 프로시저를 그림 5에서 보여준다.

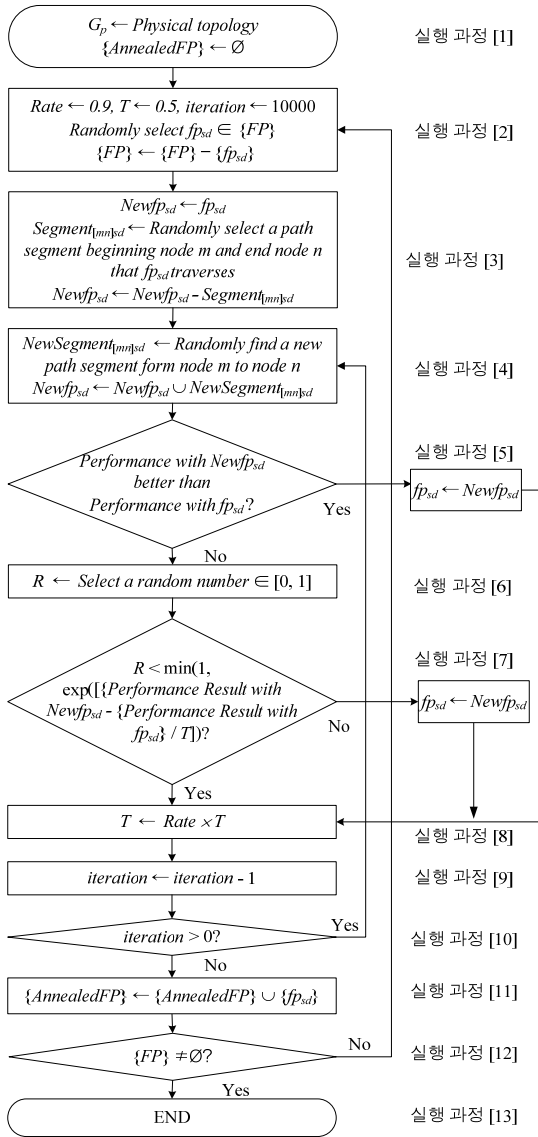


그림 5. OAP 프로시저  
Fig. 5 OAP procedure

시뮬레이티드 어닐링의 쿨링 스케줄링에서 요구하는 기본적인 변수 값으로는 후보 해의 수락 확률인 *Rate*와 후보 해의 수락 확률을 감소시키는데 사용하는 변수 *T*가 있다. *Rate*와 *T*의 설정 값을 0.9와 0.5로 설정하였다. 그리고 실행 반복 횟수 *iteration*은 10000으로 설정하였다 (실행 과정 [2]). *OAP* 프로시저는 포워딩 경로 집합 *{FP}*에서 소스 노드 *s*와 목적지 노드 *d*간의 경로 *fp<sub>sd</sub>*를 임의로 선택한 후에 해당 *fp<sub>sd</sub>*를 어닐링한다 (실행 과정 [3]부터 실행 과정 [12]까지). 먼저 선택한 경로 *fp<sub>sd</sub>*는 *Newfp<sub>sd</sub>*로 복제되며, *Newfp<sub>sd</sub>*에 포함되어 있는 부분적인 경로 세그먼트 *Segment<sub>[mn]<sub>sd</sub></sub>*를 랜덤하게 선택하고 제거한 후에 새로운 경로 세그먼트 *NewSegment<sub>[mn]<sub>sd</sub></sub>*를 랜덤하게 선택하고 *Newfp<sub>sd</sub>*에 포함시킨다 (실행 과정 [3]과 [4]). *Newfp<sub>sd</sub>*와 *fp<sub>sd</sub>*는 II장에서 기술한 네트워크 성능 인자에 의해 비교되며 *Newfp<sub>sd</sub>*의 성능이 *fp<sub>sd</sub>*보다 우수하면, *fp<sub>sd</sub>*는 *Newfp<sub>sd</sub>*로 대체한다 (실행 과정 [5]). *Newfp<sub>sd</sub>*의 성능이 *fp<sub>sd</sub>*보다 우수하지 못한 경우라도 실행 과정 [6]의 랜덤 값 *R*과 실행 과정 [7]의 볼츠만 어닐링 조건이 만족되면, 실행 과정 [4]에서 생성된 *Newfp<sub>sd</sub>*를 허용하고 *fp<sub>sd</sub>*는 *Newfp<sub>sd</sub>*로 대체한다 [16]. 실행 과정 [7]에서 제시한 볼츠만 어닐링 조건은 성능이 나쁜 해를 허용하는 확률 범위이다. 그리고 실행 과정 [8]에서 제시한 쿨링 스케줄링에 의해 나쁜 해를 허용하는 확률은 점점 감소하게 된다. 실행 과정 [2]에서 선택한 *fp<sub>sd</sub>*를 어닐링한 결과는 *{AnnealedFP}*에 저장된다 (실행 과정 [11]). 그리고 포워딩 경로 집합 *{FP}*의 경로들을 모두 어닐링할 때까지 *OAP* 프로시저를 계속 반복 수행한다 (실행 과정 [12]).

그림 6은 *EMP*와 *EOP*, 그리고 *OAP* 프로시저로 구성된 *OSDF* 알고리즘을 나타낸다. 먼저 주어진 물리 토폴로지 *G<sub>P</sub>*를 *G'<sub>P</sub>*에 복제하고, *{FP}*와 *{FP<sub>OSDF}</sub>*, 그리고 *{KPATH<sub>sd,k}</sub>*를 초기화한다 (실행 과정 [1]). *TR<sub>matrix</sub>*를 구성하는 소스 노드 *s*와 목적지 노드 *d*간의 트래픽 요구량 *TR<sub>sd</sub>*에서 단위 트래픽 요구량을 선택한 후, *EOP* 프로시저를 실행한다. *EOP* 프로시저는 네트워크에 유입되는 트래픽 흐름을 균등 분산시키고자 트래픽 흐름이 최대가 되는 링크들을 제거하여 새로운 토폴로지 *G''<sub>P</sub>*를 생성한다 (실행 과정 [2]).

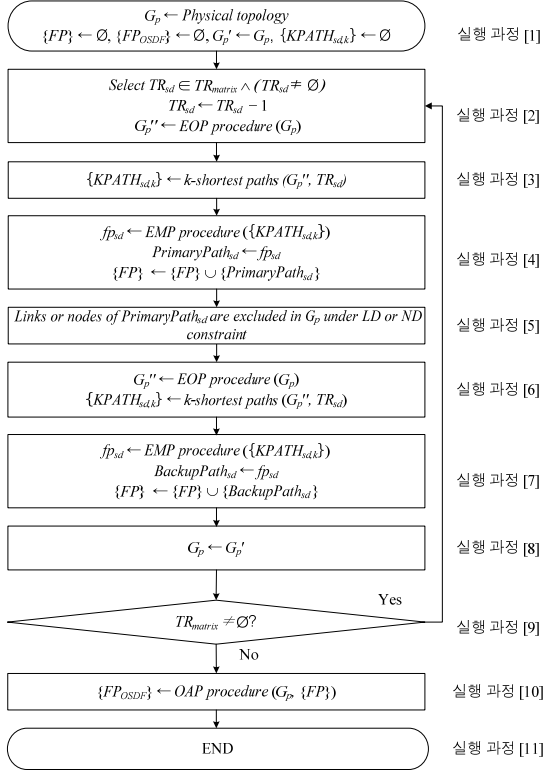


그림 6. OSDF 알고리즘  
Fig. 6 OSDF algorithm

생성된 토폴로지  $G_p$ 로부터 소스 노드  $s$ 와 목적지 노드  $d$ 간 첫 번째부터  $k$ 번째 순서를 가지는 최단 경로를  $K$ 개 생성하여  $\{KPATH_{sd,k}\}$ 에 저장한다 (실행 과정 [3]). 그리고 다중 결정 확률 방식을 사용하는 EMP 프로시저를 사용하여 선택 가능한  $K$ 개의 경로 중에서 하나의 경로를 초기 주 경로  $PrimaryPath_{sd}$ 로 선정하여  $\{FP\}$ 에 저장한다 (실행과정 [4]). 링크 분리 (LD: Link Disjoint) 혹은 노드 분리 (ND: Node Disjoint) 제약 조건에 따라  $PrimaryPath_{sd}$ 에 포함되어 있는 링크 혹은 노드를 제거한다 (실행과정 [5]). 실행과정 [6]과 실행과정 [7]은 선택한  $TR_{sd}$ 의 백업 경로  $BackupPath_{sd}$ 를 생성하는 과정이다. 마지막으로 OAP 프로시저는 주 경로와 백업 경로가 저장된  $\{FP\}$ 의 해를 어닐링하여 향상시킨 포워드 경로 해집합  $\{FP_{OSDF}\}$ 을 생성한다 (실행과정 [10]).

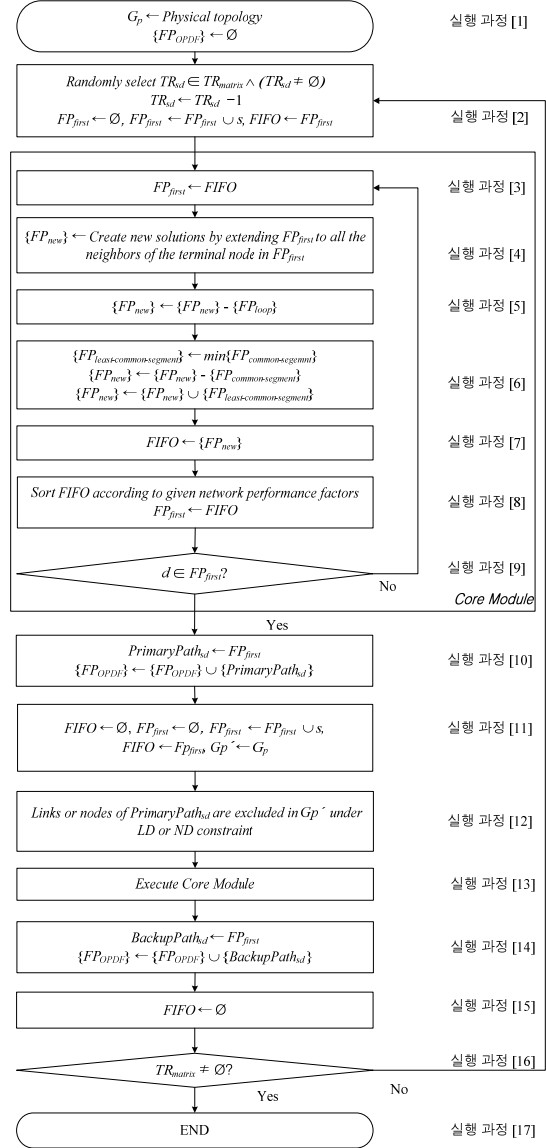


그림 7. OPDF 알고리즘  
Fig. 7 OPDF algorithm

$k$ -최단 분리 경로 개념이 적용된 OSDF 알고리즘의 성능은 그림 7에서 제시한 OPDF 알고리즘의 성능과 비교 및 평가된다. OPDF 알고리즘은 문제 영역의 크기가 제한적일 때 최적 해를 생성할 수 있는 분기 한정법 (Branch and Bound) 및 동적 프로그래밍 개념을 적용하였다. 먼저 주어진 물리 토폴로지  $G_p$  및  $\{FP_{OPDF}\}$ 를 초기

화한다 (실행 과정 [1]).  $TR_{matrix}$ 를 구성하는 소스 노드  $s$ 와 목적지 노드  $d$ 간의 트래픽 요구량  $TR_{sd}$ 에서 단위 트래픽 요구량을 선택한 후, 소스 노드  $s$ 를 경로  $FP_{first}$ 에 포함시키고 FIFO에 저장한다 (실행 과정 [2]). FIFO의 맨 선두에 저장되어 있는 경로를 선출하여  $FP_{first}$ 에 저장한다 (실행 과정 [3]).  $FP_{first}$ 의 종단 노드의 이웃 노드까지 도달가능한 복수 경로를 탐색한 후  $\{FP_{new}\}$ 에 저장한다 (실행 과정 [4]).  $\{FP_{new}\}$ 에서 루프를 형성하고 있는  $FP_{loop}$ 를 제거한다 (실행 과정 [5]).  $\{FP_{new}\}$ 내에 존재하는  $\{FP_{common-segment}\}$ 에서 최소 비용 값을 가지는  $FP_{least-common-segment}$ 를 탐색한 후  $FP_{least-common-segment}$ 를 제외한 나머지 부분 경로들을 제거한다 (실행 과정 [6]). 수정된 경로 집합  $\{FP_{new}\}$ 를 FIFO에 저장하고 주어진 네트워크 성능 인자를 기준으로 FIFO에 저장된 경로들을 정렬한다 (실행 과정 [7]과 [8]). 정렬된 FIFO의 맨 선두에 저장되어 있는 경로  $FP_{first}$ 가 목적지 노드  $d$ 에 도달가능하면 해당  $FP_{first}$ 를  $PrimaryPath_{sd}$ 로 선정하여  $\{FP_{OPDF}\}$ 에 포함시킨다 (실행 과정 [9]와 [10]). 링크 분리 혹은 노드 분리 제약 조건에 따라  $PrimaryPath_{sd}$ 에 포함되어 있는 링크 혹은 노드를 제거한다 (실행과정 [12]). 실행과정 [13]과 실행과정 [14]는 선택한  $TR_{sd}$ 의 백업 경로  $BackupPath_{sd}$ 를 생성하는 과정으로 주 경로를 생성하는 과정인 실행 과정 [3]부터 실행 과정 [9]까지로 구성된 Core Module을 실행한다. 주 경로와 백업 경로를 생성하는 과정은  $TR_{matrix}$ 의 모든 트래픽 요구량을 처리할 때까지 반복 수행된다 (실행과정 [2]부터 실행과정 [17]까지).

II장에서 기술한 네트워크 성능 인자 중에서 경로 복구 시간의 최소화를 고려하는  $Min\_Backuptime$ 의 평가를 위해 링크 기반 장애 복구 기법과 경로 기반 장애 복구 기법을 혼용한 ORDF 알고리즘을 통해 수행되었다. 일반적으로 각 전송 구간상의 예비 용량을 사용하여 최적 우회경로를 구성하는 과정에 노드 간 장애 복구 협의를 위한 프로토콜이 필요하므로, 링크 기반 장애 복구 기법에 비해 경로 기반 장애 복구 기법은 복구 시간이 길고 프로토콜 처리가 복잡한 단점이 있다. 본 논문에서 제안한 OSDF 알고리즘은 네트워크 장애가 발생하는 경우 먼저 링크 기반 장애 복구 방식으로 장애 복구를 시도하고 이러한 시도가 실패를 하는 경우 경로 기반 장애 복구를 수행한다. 이와 관련된 수식은 다음과 같다.

$$RT_{avg} = \alpha \cdot RT_{LinkBackup} + (1 - \alpha) \cdot (RT_{LinkBackup} + RT_{PathBackup}) \quad (1)$$

$$Cost_{avg} = \frac{Cost_{LinkBackup} \cdot Num_{LinkBackup} + Cost_{PathBackup} \cdot Num_{PathBackup}}{Num_{LinkBackup} + Num_{PathBackup}} \quad (2)$$

$$\frac{Cost_{PathBackup}}{Cost_{avg}} = \frac{\left( \left( \frac{Cost_{LinkBackup}}{Cost_{PathBackup}} \cdot \frac{Num_{LinkBackup}}{Num_{PathBackup}} \right) + 1 \right)}{\left( \frac{Num_{LinkBackup}}{Num_{PathBackup}} + 1 \right)} \quad (3)$$

수식 (1)에서  $RT_{LinkBackup}$ 은 링크 복구 기법으로 장애를 복구한 시간이며,  $\alpha$ 는 링크 복구 기법의 장애 복구 성공률을 나타낸다.  $RT_{PathBackup}$ 은 링크 복구 기법으로 장애를 복구한 시간이다.  $RT_{avg}$ 는 링크 복구 기법이 실패할 경우 경로 복구 기법으로 장애를 복구한 평균 시간 값을 나타낸다. 따라서 링크 복구 기법의 복구 성공률이 높을수록 ORDF 알고리즘의 장애 복구 시간은 점점 감소한다. 링크 복구와 경로 복구 기법을 혼용한 장애 복구 기법에서 요구하는 평균 네트워크 비용  $Cost_{avg}$ 는 수식 (2)와 같다.

$Cost_{LinkBackup}$ 과  $Cost_{PathBackup}$ 은 링크 복구 및 경로 복구를 위해 요구되는 네트워크 비용이다.  $Num_{LinkBackup}$ 과  $Num_{PathBackup}$ 은 링크 복구 및 경로 복구를 위해 사용되는 백업 링크 및 백업 경로의 수를 나타낸다. 링크 기반 장애 복구 기법은 지역적인 탐색으로 인하여 가용 네트워크 자원을 전역적으로 활용할 수 없어 경로 기반 장애 복구 기법보다 네트워크 자원을 비효율적으로 사용하며, 장애 복구의 실패율이 경로 기반 장애 복구 기법보다 높아질 수 있다. 따라서 경로 기반 장애 복구 기법보다 더 많은 네트워크 자원을 더 많이 요구하여 네트워크 비용이 증가할 수 있다.

즉,  $Cost_{LinkBackup} \gg Cost_{PathBackup}$  조건하에서  $Cost_{avg}$ 가  $Cost_{PathBackup}$ 에 가까워지기 위해서는  $Num_{LinkBackup} \ll Num_{PathBackup}$ 가 되어야 한다. 수식 (2)를 활용하여 유도된 수식 (3)은 이러한 조건을 표현한다.



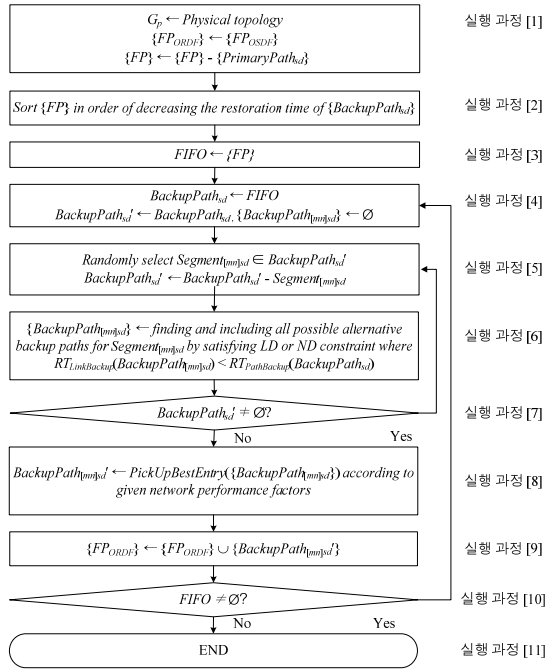


그림 8. ORDF 알고리즘  
Fig. 8 ORDF algorithm

그림 8은 링크 경로 복구 기법과 경로 복구 기법을 혼용한 ORDF 알고리즘의 실행과정을 보여준다. 먼저 주어진 선박 백본 네트워크의 물리 토폴로지  $G_P$  및  $\{FP_{ORDF}\}$ 의 초기화를 수행한다. 경로 집합  $\{FP_{ORDF}\}$ 에서 주 경로 집합  $\{PrimaryPath_{sd}\}$ 을 제거하여 백업 경로 집합  $\{BackupPath_{sd}\}$ 만을 유지한다 (실행 과정 [1]).  $\{FP_{ORDF}\}$ 의 초기 해는 최적화 원리를 따르는 k-최단 분리 경로 기반 OSDF 알고리즘에 의해 생성된다. 그리고  $\{FP_{ORDF}\}$  경로 집합은 주 경로 집합  $\{PrimaryPath_{sd}\}$ 와 백업 경로 집합  $\{BackupPath_{sd}\}$ 로 이루어진다. 장애 복구 시간이 감소하는 순서로 백업 경로 집합  $\{BackupPath_{sd}\}$ 를 정렬한 후에 FIFO에 저장한다 (실행 과정 [2]와 [3]). 따라서 장애 복구 시간이 가장 긴 경로가 FIFO의 맨 선두에 있으며, 이 경로를 선출하여  $BackupPath'_{sd}$ 에 저장한다 (실행 과정 [4]).  $BackupPath'_{sd}$ 에 존재하는 노드 m과 노드 n을 연결하는 부분 경로 구간  $Segment_{[mn]sd}$ 을 랜덤하게 선택한다 (실행 과정 [5]). 그리고 링크 복구 기법으로 생성 가능한 모든 백업 링크 중에서 백업 경로  $BackupPath_{sd}$ 보다 장애 복구 시간이 짧은 백업 경로 집

합을  $\{BackupPath'_{[mn]sd}\}$ 에 포함시킨다 (실행 과정 [6]). 생성한 백업 경로 집합  $\{BackupPath'_{[mn]sd}\}$  중에서 주어진 네트워크 성능 인자를 기준으로 하여 가장 좋은 결과를 내는  $BackupPath'_{[mn]sd}$ 를 선택한 후  $\{FP_{ORDF}\}$ 에 포함시킨다 (실행 과정 [8]과 [9]). 모든 백업 경로에 대하여 이러한 실행 과정을 반복하여 링크 기반 장애 복구 기법으로 생성 가능한 백업 링크들 중에서 백업 경로 집합  $\{BackupPath_{sd}\}$ 보다 장애 복구 시간이 짧은 백업 경로 집합  $\{BackupPath'_{[mn]sd}\}$ 을 구한다 (실행 과정 [4]부터 [10]까지).

#### IV. 실험 및 성능 평가

성능 평가에 사용되는 초기 물리 네트워크 토폴로지의 구성은 14개의 노드와 연결 계수 2로 구성된다. 성능 평가에 사용된 선박 네트워크 토폴로지의 최대 반경은 1.5 킬로미터이고 전파 속도는  $2 \cdot 10^8$  m/sec로 가정하였다.

표 2는 물리 토폴로지를 구성하는 링크 간의 전파 지연 시간이다.

표 2. 전파 지연 시간  
Table. 2 Propagation delay ( $10^{-5}$  seconds)

노드	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	0	0.4	0.2	0.3	0.5	0.6	0.7	0.1	0.2	0.1	0.1	0.3	0.3	0.4
2	0.4	0	0.6	0.4	0.5	0.1	0.7	0.7	0.1	0.1	0.2	0.2	0.2	0.3
3	0.2	0.6	0	0.3	0.4	0.7	0.7	0.7	0.1	0.1	0.1	0.2	0.2	0.3
4	0.3	0.4	0.3	0	0.2	0.6	0.4	0.7	0.7	0.7	0.1	0.1	0.1	0.1
5	0.5	0.5	0.4	0.2	0	0.5	0.2	0.5	0.7	0.6	0.7	0.7	0.7	0.7
6	0.4	0.1	0.7	0.6	0.5	0	0.4	0.4	0.6	0.6	0.4	0.7	0.7	0.7
7	0.7	0.7	0.7	0.4	0.2	0.4	0	0.2	0.5	0.4	0.4	0.6	0.6	0.6
8	0.1	0.3	0.7	0.7	0.5	0.4	0.2	0	0.2	0.1	0.3	0.3	0.3	0.4
9	0.2	0.11	0.1	0.7	0.7	0.6	0.5	0.2	0	0.1	0.3	0.1	0.1	0.1
10	0.1	0.1	0.1	0.7	0.6	0.6	0.4	0.1	0.1	0	0.2	0.2	0.3	0.1
11	0.1	0.2	0.1	0.7	0.7	0.4	0.4	0.3	0.3	0.2	0	0.3	0.4	0.4
12	0.3	0.2	0.2	0.1	0.7	0.7	0.6	0.3	0.1	0.2	0.3	0	0.1	0.1
13	0.3	0.2	0.2	0.1	0.7	0.7	0.6	0.3	0.1	0.3	0.4	0.1	0	0.1
14	0.4	0.3	0.3	0.1	0.7	0.7	0.6	0.4	0.1	0.1	0.4	0.1	0.1	0

표 2에서 회색으로 칠한 셀은 노드간 연결 계수가 2인 초기 물리 토폴로지의 구성을 보여준다. 성능 평가에서는 물리 토폴로지의 연결 계수를 13까지 증가시켰다. 연결 계수를 증가시키기 위해 가장 짧은 링크들을 우선적으로 연결하였다. 그리고 각각의 노드는 다른 모든 노드에게 1개의 균등 트래픽 흐름을 전송한다. 또한 1개의 링크 혹은 노드 장애에 대하여 100% 복구할 수 있는 백업 경로 복구 기법을 사용하였다.

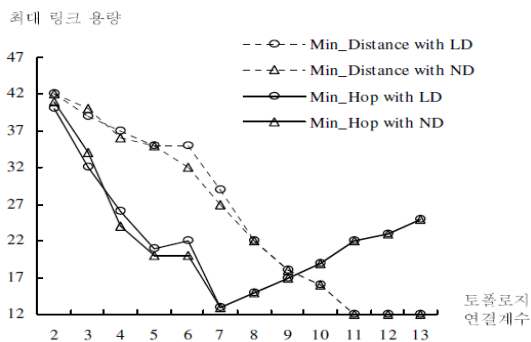


그림 9. OSDF 알고리즘의 최대 링크 용량  
Fig. 9 Maximum link capacity generated by the OSDF algorithm

그림 9에서는 *Min\_Distance* 혹은 *Min\_Hop*만을 고려하는 경우, OSDF 알고리즘에서 요구하는 최대 링크 용량을 보여준다. 연결 계수가 3이상인 경우에 노드 분리 (ND: Node Disjoint) 조건이 링크 분리 (LD: Link Disjoint) 조건보다 최대 링크 용량을 적게 요구하였다. 이는 최적화 원리에 의해 편중되는 링크와 해당 링크에 연결된 노드들이 링크 분리 조건보다 노드 분리 조건에서 더 많이 배제되어 거리가 짧은 특정 링크들에게 편중되는 현상이 감소하였기 때문이다. *Min\_Hop*을 고려하고 물리 토폴로지 연결계수가 7이하인 경우에 최대 링크 용량은 계속 감소하였다.

그리고 *Min\_Distance* 보다 낮은 링크 용량을 생성하였다. 이는 경로의 홉 수를 최소화하는 *Min\_Hop* 네트워크 성능 인자는 모든 링크 구간을 동일한 거리로 간주하고 최적화 원리에 의해 편중되는 현상을 감소시키기 때문이다. 그러나 토폴로지의 연결 계수가 10 이상이 되면 *Min\_Hop*을 고려하는 경우, *Min\_Distance*보다 더 많은 링크의 최대 용량이 요구된다. 이는 물리 토폴로지의 연결

계수가 높아지는 경우, 노드 혹은 링크 분리 조건에도 트래픽 흐름이 편중되는 특정 링크들이 여전히 남아 있기 때문이다.

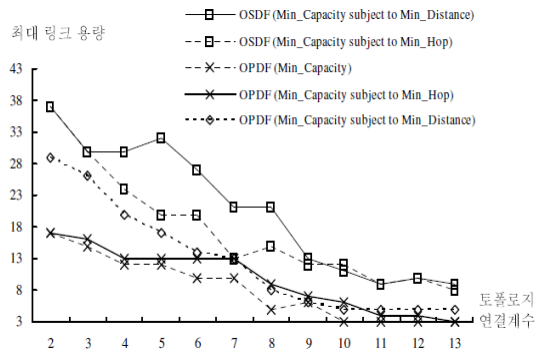


그림 10. OSDF와 OPDF 알고리즘의 최대 링크 용량  
Fig. 10 Maximum link capacity generated by OSDF and OPDF algorithms

그림 10은 노드 분리 조건하에서 OPDF 알고리즘과 OSDF 알고리즘의 최대 링크 용량에 대한 성능 분석을 보여준다. 그림 10에서는 그림 9와 다르게 최대 링크 용량을 최소화하는 *Min\_Capacity*에 대한 성능 인자를 직접적으로 고려하였으며, *Min\_Distance* 혹은 *Min\_Hop* 제약 조건하의 *Min\_Capacity*도 고려하였다. *Min\_Capacity*만을 적용한 OPDF 알고리즘이 가장 우수한 성능을 보여주었다. 최적화 원리를 따르지 않는 OPDF 알고리즘은 OSDF 알고리즘보다 많은 경로 후보군을 탐색할 기회가 있기 때문에 특정 링크에 트래픽이 집중화되는 현상을 감소시킨다. 따라서 토폴로지 연결 계수가 증가하면 경로 후보군도 증가하게 되어 OPDF 알고리즘의 최대 링크 용량도 점점 감소한다.

그림 11은 OSDF 알고리즘과 OPDF 알고리즘에서 요구하는 주 경로 및 백업 경로의 거리에 대한 성능을 보여준다. *Min\_Distance* 제약 조건하에서 *Min\_Capacity*를 고려하는 OSDF 알고리즘은 최적화 원리를 따르면서 최대 링크 용량의 최소화를 동시에 고려하기 때문에 탐색 가능한 경로 후보군이 제한적이어서 우수한 성능을 생성하지 못하였다.

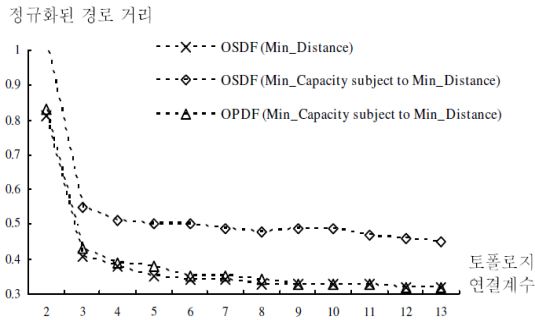


그림 11. 정규화된 경로 거리  
Fig. 11 Normalized forwarding path distance

그림 12는 OSDF와 OPDF 알고리즘에 의해 생성된 트래픽 흐름 편차의 결과를 보여준다. 트래픽 흐름을 최소화하는 *Min\_Deviation*만을 고려하는 경우, OPDF 알고리즘이 우수한 성능을 보여 주었다. *Min\_Capacity*를 사용한 OPDF 알고리즘은 링크 용량의 최대 값을 최소화하며 이에 따른 영향으로 전체 트래픽의 흐름 편차도 감소하였다. *Min\_Deviation*만을 고려하는 OSDF 알고리즘인 경우, 물리 토폴로지의 연결 계수가 증가하는 경우에 트래픽 흐름의 편차가 크게 감소하지 않았다.

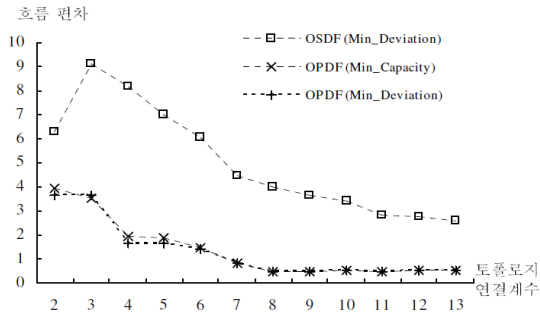


그림 12. 트래픽 흐름 편차  
Fig. 12 Traffic flow deviations

그림 13은 물리 토폴로지의 연결 계수에 따라 ORDF 및 OSDF 알고리즘에 의해 생성된 백업 경로의 평균 장애 복구 시간을 보여준다. 장애 복구 과정은 장애 탐지와 복구, 그리고 확인하는 3 단계 메시지 연결 과정으로 구성된다고 가정하였다. 연결 과정동안 1개의 메시지를 처리하는데 걸리는 시간은  $10\mu s$ 로 가정하였으며, 이는

1GHz CPU에서 10000개의 명령어를 처리할 수 있는 시간이다. 그리고 노드의 스위칭 처리 시간은  $10\mu s$ 와  $500\mu s$ 인 2가지 경우를 고려하였다.

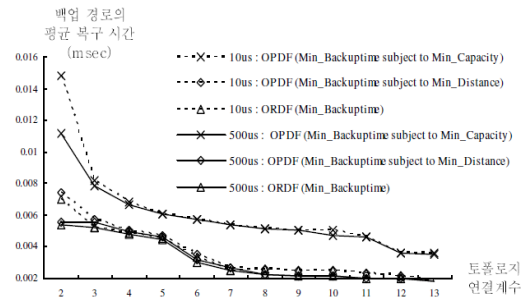


그림 13. 백업 경로의 평균 장애 복구 시간  
Fig. 13 Average restoration time of backup forwarding paths

*Min\_Backuptime*을 고려하는 ORDF 알고리즘이 우수한 성능을 보여 주었다. 그러나 최대 링크 용량의 최소화를 고려하는 *Min\_Capacity* 제약 조건하에서 *Min\_Backuptime*을 고려하는 OPDF 알고리즘의 실행 결과는 좋은 성능을 보여 주지 못하였다. 이는 *Min\_Capacity*가 백업 경로의 장애 복구 시간과 직접적인 관련이 없기 때문에 성능에 한계가 있음을 확인하였다.

## V. 결 론

본 논문에서는 k-최단 분리 경로 개념의 적합성을 평가하기 위하여 5개의 네트워크 성능 인자와 OSDF 및 OPDF, 그리고 ORDF 알고리즘을 제안하였다. k-최단 분리 경로 개념은 경로 거리와 백업 경로의 장애 복구 시간에서 우수한 성능을 제공하였지만, 링크 용량, 트래픽의 균등 분포, 그리고 물리 토폴로지의 연결성 측면에서는 좋은 성능을 제공하지 못하였다. 이는 최적화 원리를 따르는 경우 탐색 가능한 경로 후보군이 제한적이기 때문이다. 본 논문의 연구 결과가 k-최단 분리 경로 개념을 적용한 소규모 백본 네트워크의 설계에 도움이 되기를 기대한다.

참고문헌

- [1] IEC61162-410, "Multiple talkers and multiple listeners - ship system interconnection - transport profile requirements and basic transport profile," 2001.
- [2] C. Assi, Y. Ye, A. Shami, S. Dixit, and M. Ali, "Efficient path selection and fast restoration algorithms for shared restorable optical networks," *Proc. IEEE International Conference on Communications*, pp. 1412-1416, 2003.
- [3] A. Dacomo, S. Patre, G. Maier, A. Pattavina, and M. Martinelli, "Design of static resilient WDM mesh networks with multiple heuristic criteria," *Proc. IEEE International and Conference on Computer Communications*, pp. 1793-1802, 2002.
- [4] H. Luo and L. Ruan, "Load balancing heuristics for dynamic establishment of restorable lightpaths," *Proc. International Conference on Computer Communications and Networks*, pp. 472-477, 2002.
- [5] T. Narula, "Survivable lightpath routing: A new approach to the design of WDM-based networks," *IEEE JSAC* vol. 20, no. 4, pp. 800-809, 2002.
- [6] PH. Ho and H. Mouftah, "A framework for service-guaranteed shared protection in WDM mesh networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 40, no. 2, pp. 97-103, 2002.
- [7] S. Sengupta and R. Ramamurthy, "From network design to dynamic provisioning and restoration in optical cross-connect mesh networks: an architectural and algorithmic Overview," *IEEE Network*, vol. 15, no. 4, pp. 46-54, 2001.
- [8] D. Dunn, W. Grover, and M. Gregor, "Comparison of  $k$ -shortest paths and maximum flow routing for network facility restoration," *IEEE JSAC*, vol. 12, no. 1, pp. 88-89, 1994.
- [9] R. Bhandari, "Optimal diverse routing in telecommunication fiber networks," *Proc. IEEE International and Conference on Computer Communications*, pp. 1498-1508, 1994.
- [10] M. Saad and Z. Luo, "Design of WDM networks under economy of scale pricing and shortest path routing," *IEEE JSAC*, vol. 24, no. 4, pp. 26-36, 2006.
- [11] H. Chen and P. Tseng, "Low complexity shortest path tree restoration scheme for IP networks," *IEEE Communications Letters*, vol. 14, no. 6, pp. 566-568, 2010.
- [12] B. Fortz, J. Rexford, and M. Thorup, "Traffic engineering with traditional IP routing networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 40, no. 10, pp. 118-124, 2002.
- [13] B. Fortz and M. Thorup, "Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights," *Proc. IEEE International and Conference on Computer Communications*, pp. 519-528, 2000.
- [14] A. Basu and J.G. Riecke, "Stability issues in OSPF routing," *Proc. ACM Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols*, pp. 225-236, 2001.
- [15] S. Samieian, Z. Bogdanowicz, R. Ramamurthy, S. Chaudhuri, and K. Bala, "Capacity requirements of ring, 1+1 and mesh configurations," *Lightwave Magazine*, pp. 114-132, August 2001.
- [16] I.H. Osman and G. Laporte, "Metaheuristic: A bibliography," *Anneals of Operations Research*, vol. 63, pp. 513-538, 1996.

저자소개



탁성우(Sungwoo Tak)

2003년 2월 미주리주립대학교  
Computer Science 박사  
2004년~현재 부산대학교  
정보컴퓨터공학부 부교수

※ 관심분야: 유무선 네트워크, 위치인식