(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2020-0126537
(43) 공개일자 2020년11월09일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)
B25J 9/16 (2006.01)
(52) CPC특허분류
B25J 9/1682 (2013.01)
B25J 9/1602 (2013.01)
(21) 출원번호 10-2019-0050306
(22) 출원일자 2019년04월30일
심사청구일자 2020년04월01일

(71) 출원인
고려대학교 산학협력단
서울특별시 성북구 안암로 145, 고려대학교 (안암동5가)
(72) 발명자
정우진
서울특별시 강남구 도곡로14길 28, 102동701호(도곡동, 도곡2차 I PARK)
배정연
서울특별시 송파구 동남로 160, 18동1006호(문정동, 현대아파트)
(74) 대리인
특허법인남촌

전체 청구항 수 : 총 12 항

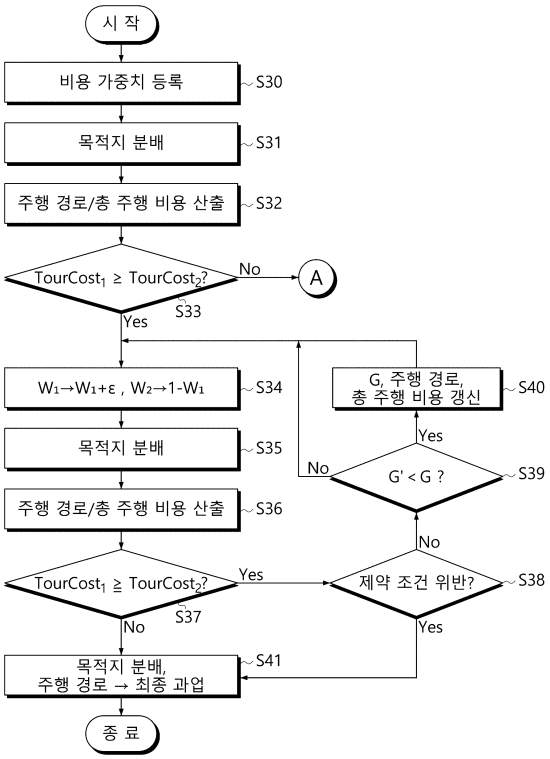
(54) 발명의 명칭 **두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템**

(57) 요 약

본 발명은 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템에 관한 것이다. 본 발명에 따른 과업 분배 방법은 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 비용 가중치가 등록되는 가중치 등록 단계와; 기 등록된 복수의 목적지가 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 각각의 상기 이기종 로봇에 분배되되, 각각의

(뒷면에 계속)

대 표 도 - 도3



상기 이기종 로봇의 주행 비용 산출시 상기 비용 가중치가 반영되는 목적지 분배 단계와; 각각의 상기 이기종 로봇에 분배된 상기 목적지가 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용되어 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 주행 경로 및 총 주행 비용이 산출되는 경로 계획 단계와; 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 상기 비용 가중치를 조절하면서 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 상기 목적지 분배 단계와 상기 경로 계획 단계를 반복 수행하고, 반복 수행 중 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로가 각각의 상기 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정되는 과업 결정 단계를 포함하는 것을 특징으로 한다.

(52) CPC특허분류
B25J 9/1661 (2013.01)
B25J 9/1664 (2013.01)
B25J 9/1669 (2013.01)

이 발명을 지원한 국가연구개발사업
과제고유번호 2018019505
부처명 한국연구재단
과제관리(전문)기관명 한국연구재단
연구사업명 (이공)중견연구자-도약(후속)
연구과제명 혼잡한 생활도로환경에서 안전하게 동작하는 무인자동차의 지능성장형 자율주행시스템
기 여 율 1/1
과제수행기관명 고려대학교산학협력단
연구기간 2018.03.01 ~ 2019.02.28

명 세 서

청구범위

청구항 1

두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법에 있어서,

각각의 상기 이기종 로봇에 대한 비용 가중치가 등록되는 가중치 등록 단계와;

기 등록된 복수의 목적지가 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 각각의 상기 이기종 로봇에 분배되되, 각각의 상기 이기종 로봇의 주행 비용 산출시 상기 비용 가중치가 반영되는 목적지 분배 단계와;

각각의 상기 이기종 로봇에 분배된 상기 목적지가 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용되어 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 주행 경로 및 총 주행 비용이 산출되는 경로 계획 단계와;

상기 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 상기 비용 가중치를 조절하면서 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 상기 목적지 분배 단계와 상기 경로 계획 단계를 반복 수행하고, 반복 수행 중 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로가 각각의 상기 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정되는 과업 결정 단계를 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 2

제1항에 있어서,

상기 이기종 로봇은

자체의 평균 이동 속도와, 최소 회전 반경을 갖는 제1 이기종 로봇과;

상기 제1 이기종 로봇의 평균 이동 속도보다 느린 평균 이동 속도와, 상기 제1 이기종 로봇의 최소 회전 반경보다 큰 최소 회전 반경을 갖는 제2 이기종 로봇을 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 3

제2항에 있어서,

상기 과업 결정 단계에서는

상기 제1 이기종 로봇과 상기 제2 이기종 로봇 중 상기 총 주행 비용이 큰 어느 하나의 상기 비용 가중치를 기설정된 기준치만큼 증가시키고, 다른 하나의 상기 비용 가중치를 상기 기준치만큼 감소시키는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 4

제3항에 있어서,

상기 과업 결정 단계에서는

비용 조건 $W_1 \times cost_{ij}^1 \leq W_2 \times cost_{ij}^2 \ \forall (i,j)$ (여기서, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $cost_{ij}^1$는 복수의 상기 목적지와 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $cost_{ij}^2$는 복수의 상기 목적지와 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이다)가 만족되는 상태에서 상기 비용 가중치가 조절되는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 5

제2항에 있어서,

상기 목적지 분배 단계에서 $cost_{ij}^{k} = cost_{ji}^{k}, \forall(i,j) \in E_k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에는 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_1} = \max 2 \sum_{S \subseteq T} Y_1(S)$ 가 적용되고;

상기 목적 함수는 제약 조건

$$\sum_{S:e \in \delta_1(S)} Y_1(S) \leq cost_{ij}^{1} W_1 \qquad \forall(i,j) \in E_1$$

$$\sum_{S:e \in \delta_2(S)} Y_2(S) \leq cost_{ij}^{2} W_2 \qquad \forall(i,j) \in E_2$$

$$\sum_{S \subseteq U} Y_1(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

$$W_1 + W_2 \leq 1$$

$$Y_k(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

$$W_k \geq 0 \qquad k = 1,2$$

(여기서, $cost_{ij}^{k}$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^{k}$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 내의 정점들과 세트 S 밖의 정점들 간을 연결하는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)

을 만족하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 6

제2항에 있어서,

상기 목적지 분배 단계에서 $cost_{ij}^{k} \neq cost_{ji}^{k}$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에는 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_2} = \max \sum_{S \subseteq T} Y_1^{+}(S)$ 가 적용되고;

상기 목적 함수는 제약 조건

$$\sum_{S:e \in \delta_1^{+}(S)} Y_1^{+}(S) \leq cost_{ij}^{1} W_1^{+} \qquad \forall(i,j) \in E_1$$

$$\sum_{S:e \in \delta_2^{+}(S)} Y_2^{+}(S) \leq cost_{ij}^{2} W_2^{+} \qquad \forall(i,j) \in E_2$$

$$\sum_{S \subseteq U} Y_1^+(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2^+(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

$$W_1^+ + W_2^+ \leq 1$$

$$Y_k^+(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

$$W_k^+ \geq 0 \qquad k = 1,2$$

(여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1^+(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2^+(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1^+은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2^+는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k^+(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 밖의 정점들에서 세트 S 내의 정점들로 들어오는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)

을 만족하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 7

두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템에 있어서,

기 등록된 복수의 목적지를 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 적용하여 각각의 상기 이기종 로봇에 분배하되, 각각의 상기 이기종 로봇에 대해 기 등록된 비용 가중치를 각각의 상기 이기종 로봇의 주행 비용 산출에 반영하는 목적지 분배부와;

상기 목적지 분배부에 의해 각각의 상기 이기종 로봇에 분배된 상기 목적지를 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용하여 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 주행 경로 및 총 주행 비용을 산출하는 경로 계획부와;

상기 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 상기 비용 가중치를 조절하여 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 상기 목적지 분배부와 상기 경로 계획부의 반복 동작을 제어하고, 반복 동작 중 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로를 각각의 상기 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정되는 과업 결정부를 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템.

청구항 8

제7항에 있어서,

상기 이기종 로봇은

제1 평균 이동 속도와, 제1 최소 회전 반경을 갖는 제1 이기종 로봇과;

상기 제1 평균 이동 속도보다 작은 제2 평균 이동 속도와, 상기 제1 최소 회전 반경보다 큰 제2 최소 회전 반경을 갖는 제2 이기종 로봇을 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템.

청구항 9

제8항에 있어서,

상기 과업 결정부는

상기 제1 이기종 로봇과 상기 제2 이기종 로봇 중 상기 총 주행 비용이 큰 어느 하나의 상기 비용 가중치를 기 설정된 기준치만큼 증가시키고, 다른 하나의 상기 비용 가중치를 상기 기준치만큼 감소시키는 것을 특징으로 하

는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법.

청구항 10

제9항에 있어서,

상기 과업 결정부는

비용 조건 $W_1 \times cost_{ij}^1 \leq W_2 \times cost_{ij}^2 \ \forall(i,j)$ (여기서, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $cost_{ij}^1$는 복수의 상기 목적지와 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $cost_{ij}^2$는 복수의 상기 목적지와 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이다)가 만족되는 상태에서 상기 비용 가중치를 조절하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템.

청구항 11

제8항에 있어서,

상기 목적지 분배부는 $cost_{ij}^k = cost_{ji}^k, \forall(i,j) \in E_k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_1} = \max 2 \sum_{S \subseteq T} Y_1(S)$ 를 적용하고;

상기 목적 함수는 제약 조건

$$\sum_{S:e \in \delta_1(S)} Y_1(S) \leq cost_{ij}^1 W_1 \qquad \forall(i,j) \in E_1$$

$$\sum_{S:e \in \delta_2(S)} Y_2(S) \leq cost_{ij}^2 W_2 \qquad \forall(i,j) \in E_2$$

$$\sum_{S \subseteq U} Y_1(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

$$W_1 + W_2 \leq 1$$

$$Y_k(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

$$W_k \geq 0 \qquad k = 1,2$$

(여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 내의 정점들과 세트 S 밖의 정점들 간을 연결하는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)

을 만족하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템.

청구항 12

제8항에 있어서,

상기 목적지 분배부는 $cost_{ij}^{k} \neq cost_{ji}^{k}$ 인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_2} = \max \sum_{S \subseteq T} Y_1^+(S)$ 를 적용하고;

상기 목적 함수는 제약 조건

$$\sum_{S:e \in \delta_1^+(S)} Y_1^+(S) \leq cost_{ij}^1 W_1^+ \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

$$\sum_{S:e \in \delta_2^+(S)} Y_2^+(S) \leq cost_{ij}^2 W_2^+ \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

$$\sum_{S \subseteq U} Y_1^+(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2^+(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

$$W_1^+ + W_2^+ \leq 1$$

$$Y_k^+(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

$$W_k^+ \geq 0 \qquad k = 1,2$$

(여기서, $cost_{ij}^{k}$ 는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^{k}$ 는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k 는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1^+(S)$ 는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2^+(S)$ 는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1^+ 은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2^+ 는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k^+(S)$ 는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 밖의 정점들에서 세트 S 내의 정점들로 들어오는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)

을 만족하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템.

발명의 설명

기 술 분 야

[0001] 본 발명은 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템에 관한 것으로서, 보다 상세하게는 평균 주행 속도 및 최소 회전 반경과 같은 구조적 이기종성을 갖는 두 대의 이기종 로봇에 전체 작업 종료 시간을 줄일 수 있는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템에 관한 것이다.

배 경 기 술

[0002] 창고나 제조 환경 내 수송과 관련하여, 다수의 로봇을 활용하는 것은 시스템 효율을 향상시킴과 동시에, 초기 시스템 셋업 비용을 감소시키기에 적합하다. 수송 이외의 분야, 예컨대 일반적인 구조, 청소, 모니터링 작업에 배치되는 탐사 분야에서, 다수의 이기종 로봇의 사용은 미션 수행 속도를 높이기 위해 고려되어 왔다.

[0003] 이러한 대부분의 케이스에서, 이기종 로봇 시스템을 효과적으로 동작시키기 위해 해결되어야 하는 근본적인 문

제는 최종 작업 종료 시간을 최소화하면서 하나의 로봇에 의해 적어도 한 번 이상 목적지가 방문될 수 있는 경로를 찾는 것이다.

[0004] 작업에 배치된 로봇이 서로 동일하지 않고, 서로 다른 차고, 즉 초기 위치에 위치하는 경우, 이와 같은 문제를 min-max MDHTSP(min-max Multiple Depot Heterogeneous Traveling Salesman Problem)이라 부른다. 이 문제는 NP-hard 문제이고, TSP(Traveling Salesman Problem)로 일반화된다. MDHTSP를 해결하기 위한 메인 문제는 아래와 같은 이슈를 해결하면서 이질성(Heterogeneity)과 비선형 목표를 다루는 것이다.

[0005] -과업 할당(Task allocation) : 각 로봇이 방문하는 타겟의 최적 배정과 그것의 최적 시퀀스를 찾음

[0006] -경로 계획(Routing) : 주어진 시퀀스에서 각 로봇의 최적 경로를 찾음

[0007] -일정 관리(Scheduling) : 로봇 간의 충돌을 회피하는 각 로봇의 출발 시간 및 도착 시간을 결정

[0008] 다수의 로봇을 사용하는 것은, 특히 넓은 환경에서 적합하다. 예를 들어, 다수의 이동 로봇은 환경의 레이아웃이 자주 바뀌고 무거운 물건의 수송이 필요한 생산 라인 또는 물류 센터에 적합하다. 다수의 무인 안테나 차량은 감시 임무, 숲이나 거대한 농장과 같은 넓은 지역의 데이터 수집에 적합하다. 이와 같은 큰 사이즈의 문제에 대한 최적해를 찾기 위해서는 대용량의 계산 노력이 필요하다. 그러나, 일부 응용에 대해, 짧은 계산 시간 내에 좋은 차선해를 갖는 것이 몇 일의 계산 후에 최적해를 갖는 것보다 더 나은 이득을 줄 수 있다.

[0009] MDHTSP와 MDHVRP(Multiple Depot Heterogeneous Vehicle Routing Problems)에 대한 연구가 단일 에이전트 문제(Single agent problem)로부터 진전되었기 때문에, 다수의 문헌이 모든 에이전트의 토탈 주행 비용(Total traveling cost)을 최소화(mim-sum)시키는 문제로 해결해왔다. 대부분의 문헌에도 불구하고, 최대 주행 비용을 최소화하는 것은 실제 응용에서 기본인데, 이는 에이전트와 작업 종료 시간의 감소 간의 작업량 밸런스(workload balance)와 직접적으로 관련이 있기 때문이다.

[0010] 몇몇 문헌에서 min-max MDHTSP나 min-max MDHVRP를 다루었다. S. S. Amritha Prasad와 Han-Lim Choi의 논문 "Min-max tours for task allocation to heterogeneous agents(arXiv preprint arXiv:1803.09792, 2018.)"에서는 단일 차고로부터 출발하는 이기종의 에이전트에 대한 작업 할당 문제를 다루었고, 근사 알고리즘(Approximation algorithm)을 제안했다. M. Franceschelli, D. Rosa, C. Seatzu, 그리고, F. Bullo의 논문 "Gossip algorithms for heterogeneous multi-vehicle routing problems(Nonlinear Analysis: Hybrid Systems, vol. 10, pp. 156 - 174, 2013.)"에서는 다수의 이기종 차량의 작업 부여과 경로 문제에 대한 가십 알고리즘(Gossip algorithm)이 제안되었다.

[0011] 또한, 동일 기종 차량의 min-max 차량 경로 계획 문제를 해결하기 위한 몇몇 기술이 제안되었다. K. V. Narasimha, E. Kivelevitch, B. Sharma, 그리고 M. Kumar의 논문 "An ant colony optimization technique for solving minmax multi-depot vehicle routing problem(Swarm and Evolutionary Computation, vol. 13, pp.63-73, 2013.)"에서는 min-max 다중 차고 차량 경로 계획 문제를 해결하기 위해 개미 군체 알고리즘(Ant colony algorithm)을 제안하였고, LP(linear program 기반 알고리즘과 결과를 비교하였다. 가장 널리 인용된 연구의 일환으로, LP 기반 휴리스틱과 지역 작업 배분 휴리스틱(Region Partition heuristic)가 제안되었고, 이론적인 분석이 J. G. Carlsson, D. Ge, A. Subramaniam, A. Wu, 및 Y. Ye의 논문 "Solving min-max multi-depot vehicle routing problem(Lectures on Global Optimization. American Mathematical Society, 2007, pp. 31-46.)"에서 제안되었다.

[0012] 상술한 기존 연구들은 동일 기종 차량의 과업 분배를 다루고 있지만, 실제 현장에서는 동일 기종의 차량만이 적용된다고 볼 수 없으며, 이는 이기종 차량의 과업 분배 문제에 대한 연구는 필연적이다 볼 수 있다.

[0013] 이와 관련하여, J. Y. Bae의 논문 "Algorithms for multiple vehicle routing problems(Ph.D. dissertation, Texas A&M University, 2014.)"에서는 구조적 이기종성(Structural heterogeneity)을 고려한 2차 근사 알고리즘(2-approximation algorithm)이 제안되었다. 그리고, 이를 확장한 연구를 통한 논문 "A heuristic for a heterogeneous automated guided vehicle routing problem(International Journal of Precision Engineering and Manufacturing, vol. 18, no. 6, 2017.)"에서 다중의 구조적 이기종성을 갖는 AGV를 갖는 시스템의 경로 계획을 해결하는 휴리스틱을 제시하였다. MDHVRP를 푸는 개미 군집 기반 메타-휴리스틱이 J. A. Ramos, L. P. Reis 및 D. Pedrosa의 논문 "Solving heterogeneous fleet multiple depot vehicle scheduling problem as an asymmetric traveling Salesman problem(Progress in Artificial Intelligence, L. Antunes and H. S. Pinto, Eds. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2011, pp. 98-109.)"를 통해 제안되었다. 구조적 이기종성과 기능적 이기종성 모두에 대한 고려는 K. Sundar 및 S. Rathinam의 논문 "An exact algorithm for a

heterogeneous, multiple depot, multiple traveling Salesman problem(2015 International Conference on Unmanned Aircraft Systems (ICUAS), June 2015, pp. 366-371.)"에서 분기한정접근(Branch and bound approach)에 기반한 정밀 알고리즘으로 발전되었다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0014] 이에 본 발명은 평균 주행 속도 및 최소 회전 반경과 같은 구조적 이기종성을 갖는 두 대의 이기종 로봇에 전체 작업 종료 시간을 줄일 수 있는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템을 제공하는데 그 목적이 있다.

과제의 해결 수단

[0015] 상기 목적은 본 발명에 따라, 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법에 있어서, 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 비용 가중치가 등록되는 가중치 등록 단계와; 기 등록된 복수의 목적지가 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 각각의 상기 이기종 로봇에 분배되되, 각각의 상기 이기종 로봇의 주행 비용 산출 시 상기 비용 가중치가 반영되는 목적지 분배 단계와; 각각의 상기 이기종 로봇에 분배된 상기 목적지가 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용되어 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 주행 경로 및 총 주행 비용이 산출되는 경로 계획 단계와; 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 상기 비용 가중치를 조절하면서 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 상기 목적지 분배 단계와 상기 경로 계획 단계를 반복 수행하고, 반복 수행 중 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로가 각각의 상기 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정되는 과업 결정 단계를 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법에 의해서 달성된다.

[0016] 여기서, 상기 이기종 로봇은 자체의 평균 이동 속도와, 최소 회전 반경을 갖는 제1 이기종 로봇과; 상기 제1 이기종 로봇의 평균 이동 속도보다 느린 평균 이동 속도와, 상기 제1 이기종 로봇의 최소 회전 반경보다 큰 최소 회전 반경을 갖는 제2 이기종 로봇을 포함할 수 있다.

[0017] 또한, 상기 과업 결정 단계에서는 상기 제1 이기종 로봇과 상기 제2 이기종 로봇 중 상기 총 주행 비용이 큰 어느 하나의 상기 비용 가중치를 기 설정된 기준치만큼 증가시키고, 다른 하나의 상기 비용 가중치를 상기 기준치만큼 감소시킬 수 있다.

[0018] 그리고, 상기 과업 결정 단계에서는 비용 조건 $W_1 \times cost_{ij}^1 \leq W_2 \times cost_{ij}^2 \ \forall (i,j)$ (여기서, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $cost_{ij}^1$는 복수의 상기 목적지와 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $cost_{ij}^2$는 복수의 상기 목적지와 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이다)가 만족되는 상태에서 상기 비용 가중치가 조절될 수 있다.

[0019] 그리고, 상기 목적지 분배 단계에서 $cost_{ij}^k = cost_{ji}^k, \forall (i,j) \in E_k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에는 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_1} = \max 2 \sum_{S \subseteq T} Y_1(S)$ 가 적용되고; 상기 목적 함수는 제약 조건

[0020] $$\sum_{S:e \in \delta_1(S)} Y_1(S) \leq cost_{ij}^1 W_1 \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0021] $$\sum_{S:e \in \delta_2(S)} Y_2(S) \leq cost_{ij}^2 W_2 \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0022] $$\sum_{S \subseteq U} Y_1(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0023] $$W_1 + W_2 \leq 1$$

[0024] $$Y_k(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1, 2$$

[0025] $$W_k \geq 0 \qquad k = 1, 2$$

[0026] (여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 내의 정점들과 세트 S 밖의 정점들 간을 연결하는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)을 만족할 수 있다.

[0027] 또한, 상기 목적지 분배 단계에서 $cost_{ij}^k \neq cost_{ji}^k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에는 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_2} = \max \sum_{S \subseteq T} Y_1^+(S)$ 가 적용되고; 상기 목적 함수는 제약 조건

[0028] $$\sum_{S:e \in \delta_1^+(S)} Y_1^+(S) \leq cost_{ij}^1 W_1^+ \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0029] $$\sum_{S:e \in \delta_2^+(S)} Y_2^+(S) \leq cost_{ij}^2 W_2^+ \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0030] $$\sum_{S \subseteq U} Y_1^+(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2^+(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0031] $$W_1^+ + W_2^+ \leq 1$$

[0032] $$Y_k^+(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1, 2$$

[0033] $$W_k^+ \geq 0 \qquad k = 1, 2$$

[0034] (여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1^+(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2^+(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1^+은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2^+는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k^+(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 밖의 정점들에서 세트 S 내의 정점들로 들어오는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)을

만족할 수 있다.

[0035] 한편, 상기 목적은 본 발명의 다른 실시 형태에 따라, 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템에 있어서, 기 등록된 복수의 목적지를 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 적용하여 각각의 상기 이기종 로봇에 분배하되, 각각의 상기 이기종 로봇에 대해 기 등록된 비용 가중치를 각각의 상기 이기종 로봇의 주행 비용 산출에 반영하는 목적지 분배부와; 상기 목적지 분배부에 의해 각각의 상기 이기종 로봇에 분배된 상기 목적지를 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용하여 각각의 상기 이기종 로봇에 대한 주행 경로 및 총 주행 비용을 산출하는 경로 계획부와; 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 상기 비용 가중치를 조절하여 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 상기 목적지 분배부와 상기 경로 계획부의 반복 동작을 제어하고, 반복 동작 중 상기 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로를 각각의 상기 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정되는 과업 결정부를 포함하는 것을 특징으로 하는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템에 의해서도 달성된다.

[0036] 여기서, 상기 이기종 로봇은 제1 평균 이동 속도와, 제1 최소 회전 반경을 갖는 제1 이기종 로봇과; 상기 제1 평균 이동 속도보다 작은 제2 평균 이동 속도와, 상기 제1 최소 회전 반경보다 큰 제2 최소 회전 반경을 갖는 제2 이기종 로봇을 포함할 수 있다.

[0037] 또한, 상기 과업 결정부는 상기 제1 이기종 로봇과 상기 제2 이기종 로봇 중 상기 총 주행 비용이 큰 어느 하나의 상기 비용 가중치를 기 설정된 기준치만큼 증가시키고, 다른 하나의 상기 비용 가중치를 상기 기준치만큼 감소시킬 수 있다.

[0038] 그리고, 상기 과업 결정부는 비용 조건 $W_1 \times cost_{ij}^1 \leq W_2 \times cost_{ij}^2 \ \forall (i,j)$ (여기서, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $cost_{ij}^1$는 복수의 상기 목적지와 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $cost_{ij}^2$는 복수의 상기 목적지와 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i와 j 간의 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이다)가 만족되는 상태에서 상기 비용 가중치를 조절할 수 있다.

[0039] 그리고, 상기 목적지 분배부는 $cost_{ij}^k = cost_{ji}^k, \forall (i,j) \in E_k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_1} = \max 2 \sum_{S \subseteq T} Y_1(S)$를 적용하고; 상기 목적 함수는 제약 조건

[0040] $$\sum_{S:e \in \delta_1(S)} Y_1(S) \leq cost_{ij}^1 W_1 \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0041] $$\sum_{S:e \in \delta_2(S)} Y_2(S) \leq cost_{ij}^2 W_2 \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0042] $$\sum_{S \subseteq U} Y_1(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0043] $$W_1 + W_2 \leq 1$$

[0044] $$Y_k(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

[0045] $$W_k \geq 0 \qquad k = 1,2$$

[0046] (여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연

결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 내의 정점들과 세트 S 밖의 정점들 간을 연결하는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)을 만족할 수 있다.

[0047] 또한, 상기 목적지 분배부는 $cost_{ij}^k \neq cost_{ji}^k$인 경우, 상기 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 쌍대 문제(Dual problem)의 목적 함수로 $C_{dual_2} = \max \sum_{S \subseteq T} Y_1^+(S)$ 를 적용하고; 상기 목적 함수는 제약 조건

[0048] $$\sum_{S:e \in \delta_1^+(S)} Y_1^+(S) \leq cost_{ij}^1 W_1^+ \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0049] $$\sum_{S:e \in \delta_2^+(S)} Y_2^+(S) \leq cost_{ij}^2 W_2^+ \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0050] $$\sum_{S \subseteq U} Y_1^+(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2^+(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0051] $$W_1^+ + W_2^+ \leq 1$$

[0052] $$Y_k^+(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

[0053] $$W_k^+ \geq 0 \qquad k = 1,2$$

[0054] (여기서, $cost_{ij}^k$는 복수의 상기 목적지와 상기 이기종 로봇 k의 초기 위치를 정점으로 하는 정점 i에서 j로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^k$는 상기 정점 j에서 i로 이동하는 상기 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, E_k는 상기 이기종 로봇 k에 대한 상기 정점 간을 연결하는 엣지 세트이고, $Y_1^+(S)$는 상기 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 상기 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2^+(S)$는 세트 S 내의 목적지가 상기 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 상기 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1^+은 상기 제1 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, W_2^+는 상기 제2 이기종 로봇에 대한 상기 비용 가중치이고, $\delta_k^+(S)$는 상기 엣지 세트의 서브 세트로 세트 S 밖의 정점들에서 세트 S 내의 정점들로 들어오는 모든 엣지를 포함하는 서브 세트이다)을 만족할 수 있다.

발명의 효과

[0055] 상기 구성에 따라 본 발명에 따르면, 균 주행 속도 및 최소 회전 반경과 같은 구조적 이기종성을 갖는 두 대의 이기종 로봇에 전체 작업 종료 시간을 줄일 수 있는 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템이 제공된다.

도면의 간단한 설명

[0056] 도 1은 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템의 구성을 나타낸 도면이고,

도 2는 도 1의 과업 분배 시스템의 과업 분배 센터의 구성을 나타낸 도면이고,

도 3 및 도 4는 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법을 설명하기 위한 도면이고,

도 5 내지 도 10은 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법에 적용된 알고리즘의 예들을 나타낸 도면이고,

도 11 내지 13은 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법의 시뮬레이션 결과를 나타낸 도면이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

[0057] 이하에서는 첨부된 도면들을 참조하여 본 발명에 따른 실시예에 대해 상세히 설명한다.

[0058] 본 발명은 두 대의 구조적 이기종성을 가진 이기종 로봇의 과업 분배 및 경로 계획 문제를 다루며, 각각의 이기종 로봇은 서로 다른 차고, 즉 초기 위치에서 작업을 시작한다. 본 발명에서는 이를 TDHTSP(Two Depot Heterogeneous Traveling Salesman Problem)으로 정의한다. 본 발명에서는 각각의 이기종 로봇이 자체의 평균 이동 속도와 최소 회전 반경을 갖는 것을 예로 하는데, 평균 이동 속도가 빠른 이기종 로봇을 제1 이기종 로봇이라 정의하고, 평균 이동 속도가 느린 이기종 로봇을 제2 이기종 로봇이라 정의하여 설명한다. 또한, 본 발명에서는 제1 이기종 로봇이 더 작은 최소 회전 반경을 갖는 것을 예로 한다.

[0059] 제1 이기종 로봇에 인덱스 r_1을 배정하고, 제2 이기종 로봇에 인덱스 r_2를 배정하면, r_k가 엣지, 즉 두 개의 목적지를 연결하는 엣지 (i,j)를 주행하는데 필요한 주행 비용은 $cost_{ij}^k$로 나타낼 수 있고, 상술한 구조적 이기종성에 따라 $cost_{ij}^1 \leq cost_{ij}^2 \ \forall (i,j)$가 된다.

[0060] 또한, 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇은 각각의 독자적인 차고, 즉 초기 위치에 위치하고, 자신의 차고에서 출발하고, 자신에게 배정된 목적지의 세트를 방문한 후, 자신의 초기 위치로 되돌아오는 것으로 경로를 종료한다.

[0061] n개의 목적지 세트가 주어지면, 본 발명에 따른 과업 분배 방법의 공식에 사용될 파라미터와 결정 변수는 다음과 같이 표현될 수 있다.

[0062] [파라미터]

[0063] $R = \{r_1, r_2\}$: 이기종 로봇 세트

[0064] $D = \{d_1, d_2\}$: 초기 위치 세트

[0065] $T = \{t_1, \cdots, t_n\}$: 목적지 세트

[0066] $V_k = \{\{d_k\} \cup T\}$: 이기종 로봇 r_k의 정점(Vertex) 세트

[0067] $E_k = \{(i,j),\ \forall i,j \in V_k\}$: 정점 세트 V_k에서 모든 정점을 연결하는 엣지 세트

[0068] $C_k = \{cost_{ij}^k, \forall (i,j) \in E_k\}$: 엣지 세트 E_k에서 모든 엣지들의 주행 비용 세트

[0069] $\delta_k(S)$: 엣지 세트 E_k의 서브 세트로, 세트 S 내의 정점들과 세트 S 밖의 정점들을 연결하는 모든 엣지를 나타내는 변수

[0070] [결정변수]

[0071] x_{ij}^k : 엣지 (i,j)가 로봇 r_k의 방문에 사용되는지 여부를 나타내며, 다음과 같이 표현된다.

[0072]
$$x_{ij}^k = \begin{cases} 1 & \text{if edge } (i,j) \text{ is traveled by } r_k \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

[0073] z_U : 목적지 세트 T 내의 목적지들의 파티션(Partition), 즉 작업 배분을 나타내며, 다음과 같이 표현된다.

[0074]
$$z_U = \begin{cases} 1 & \text{if set } U \text{ contains all the vertices not visited} \\ & \text{by } r_1 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

[0075] 즉, U가 r_2에 연결된 모든 목적지들을 포함하는 경우에만 z_U가 1이 된다.

[0076] t : 최대 주행 비용으로 본 발명에서는 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용 중 큰 값이다.

[0077] 상기와 같은 파라미터와 결정변수에 기반하여, 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 방법 및 과업 분배 시스템에 대해서 상세히 설명한다.

[0078] 도 1은 본 발명에 따른 두 대의 이기종 로봇의 과업 분배 시스템의 구성을 나타낸 도면이다. 도 1에 도시된 바와 같이, 두 대의 이기종 로봇, 즉 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇이 각자의 차고, 즉 초기 위치에 작업을 시작하고, 복수의 목적지가 분포되어 있다. 과업 분배 센터(100)에는 다수의 목적지, 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇의 초기 위치가 등록된다.

[0079] 도 2는 본 발명에 따른 과업 분배 시스템의 과업 분배 센터(100)의 구성을 나타낸 도면이다. 도 2에 도시된 바와 같이, 과업 분배 센터(100)는 목적지 분배부(110), 경로 계획부(120) 및 과업 결정부(130)를 포함한다. 또한, 과업 분배 센터(100)는 무선 통신부(140) 및 사용자 입력부(150)를 포함할 수 있다.

[0080] 무선 통신부(140)는 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇과 무선 통신을 통해 통신하며, 과업 결정부(130)에 의해 결정된 최종 과업을 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 각각 전송한다.

[0081] 목적지 분배부(110)는 기 등록된 복수의 목적지를 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 분배한다. 본 발명에서는 목적지 분배부(110)가 복수의 목적지를 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법에 적용하여 목적지를 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 분배하는 것을 예로 하는데, 기 등록된 비용 가중치를 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇의 주행 비용 산출에 반영하여 목적지를 분배하며, 이에 대한 상세한 설명은 후술한다.

[0082] 경로 계획부(120)는 목적지 분배부(110)에 의해 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 각각 분배된 목적지를 기 등록된 경로 계획 알고리즘에 적용하여, 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 대한 각각의 주행 경로를 결정하고, 각각의 주행 경로에 대한 총 주행 비용을 산출한다. 본 발명에서는 경로 계획부(120)가 LKH(Lin-Kernighan Heuristic)를 이용하여 주행 경로 및 총 주행 비용을 산출하는 것을 예로 하며, TSP(Traveling Salesman Problem)를 풀기 위한 다른 알고리즘이 적용될 수 있음은 물론이다.

[0083] 과업 결정부(130)는 경로 계획부(120)에 의해 산출되는 총 주행 비용 중 큰 값이 감소되도록 비용 가중치를 조절하여 목적지 분배부(110)와 경로 계획부(120)의 반복 동작을 제어한다. 즉, 과업 결정부(130)는 경로 계획부(120)에 의해 산출된 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용과, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용을 비교하고, 두 값 중 큰 값이 작아지는 방향으로 비용 가중치를 조절한다.

[0084] 그리고, 목적지 분배부(110)는 과업 결정부(130)에 의해 조절된 비용 가중치를 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법 상의 주행 비용 산출에 반영하여, 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇에 목적지를 새롭게 분배하고, 경로 계획부(120)는 새롭게 분배된 목적지를 경로 계획 알고리즘에 적용하여 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇 각각의 주행 경로 및 총 주행 비용을 산출한다.

[0085] 상기와 같은 반복 과정에서, 과업 결정부(130)는 총 주행 비용 중 큰 값이 작은 값보다 작아질 때까지 반복 과정을 수행하고, 반복 과정 중 반복 수행 중 총 주행 비용 중 큰 값이 최소인 경우의 목적지 및 주행 경로를 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇의 최종 과업을 결정하게 된다.

[0086] 기존의 과업 분배 시스템에서 단순히 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용의 합을 최소화시키는 방법으로 과업을 분배하였는데, 이 경우 작업 종료 시점은 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇 중 총 주행 비용의 큰 어느 하나에 종속하게 된다. 예컨대, 기존의 과업 분배 시스템을 통해 최적으로 분배된 과업에 따른 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 10이고, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 5라 가정하면, 두 로봇의 총 주행 비

용의 합은 15가 되고, 작업 종료 시점은 제1 이기종 로봇에 종속하여 10에 종료된다.

[0087] 반면, 본 발명에서는 최초 반복 과정에서 상기와 같은 결과도 도출되더라도 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용을 감소시키는 방향으로 비용 가중치를 조절하게 되며, 두 번째 반복 과정에서 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 9이고, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 7로 산출되면, 두 비용의 합이 16으로 이전의 15보다 커지더라도, 두 비용 중 큰 값이 9이므로 이를 선택할 수 있게 된다. 이 경우, 전체 시스템의 작업 종료는 큰 값인 9에 종속하게 되는데, 기존의 10에 종료했던 경우보다 전체 작업은 더 빠른 시간에 종료할 수 있게 된다.

[0088] 이하에서는, 도 3 내지 도 6을 참조하여, 본 발명에 따른 과업 분배 시스템의 과업 분배 방법에 대해 보다 상세히 설명한다. 도 3 및 도 4는 본 발명에 따른 과업 분배 방법의 흐름도이고, 도 5 및 도 6은 본 발명에 따른 과업 분배 방법에 대한 알고리즘(이하, '알고리즘 1'이라 함)의 예를 나타낸 도면이다.

[0089] 도 3 내지 도 6을 참조하여 설명하면, 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇 각각에 대한 비용 가중치가 등록된다(S30). 도 5를 참조하여 설명하면. 제1 이기종 로봇에 대한 비용 가중치를 W_1이라 하고, 제2 이기종 로봇에 대한 비용 가중치를 W_2로 하며, 초기값으로 W_1 및 W_2가 모두 0.5로 설정되는 것을 예로 한다(알고리즘 1의 라인 1).

[0090] 그런 다음, 기 등록된 복수의 목적지가 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇에 분배되는데(S31), 상술한 바와 같이, 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 목적지가 분배된다(알고리즘 1의 라인 2).

[0091] 본 발명에서는 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법이 적용되는데 있어, 대칭 주행 비용의 경우와, 비대칭 주행 비용의 경우가 구분된다. 대칭 주행 비용은 $cost_{ij}^k = cost_{ji}^k, \forall (i,j) \in E_k$인 경우, 즉, 두 정점을 주행하는데 있어 주행 방향과 무관하게 주행 비용이 동일한 경우이다. 반면, 비대칭 주행 비용은 $cost_{ij}^k \neq cost_{ji}^k$인 경우, 즉 두 정점을 주행하는데 있어 주행 방향에 따라 주행 비용이 달라질 수 있는 경우를 의미한다.

[0092] 본 발명에서는 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법이 위 두 가지 경우에 따라 다른 알고리즘을 통해 목적지를 분배하는 것을 예로 하며, 이하에서는 각각의 경우에 대해 상세히 설명한다.

[0093] **대칭 주행 비용**

[0094] 주행 비용이 대칭이면, 엣지들의 주행 방향(direction)은 고려될 필요가 없으며, 아래와 같이 LP(Linear programming)로 공식화할 수 있다.

[0095] [수학식 1]

[0096] $$C_{LP_1} = \min t$$

[0097] [수학식 1]은 아래 조건을 만족한다.

[0098] [수학식 2]

[0099] $$\sum_{(i,j)\in\delta_1(S)} x_{ij}^1 \geq 2 - 2 \sum_{T\supseteq U\supseteq S} z_U \qquad \forall S \subseteq T$$

[0100] [수학식 3]

[0101] $$\sum_{(i,j)\in\delta_2(S)} x_{ij}^2 \geq 2 \sum_{T\supseteq U\supseteq S} z_U \qquad \forall S \subseteq T$$

[0102] [수학식 4]

[0103] $$t \geq \sum_{\{i,j\}\in E_k} cost_{ij}^k \; x_{ij}^k \qquad k = 1, 2$$

[0104] [수학식 5]

[0105] $$x_{ij}^{k} \geq 0 \qquad \forall (i,j) \in E_k,\ k = 1,2$$

[0106] [수학식 6]

[0107] $$z_U \geq 0 \qquad \forall U \subseteq T$$

[0108] [수학식 7]

[0109] $$t \geq 0$$

[0110] 상술한 LP의 쌍대 문제(Dual problem)를 얻기 위해, 본 발명에서는 [수학식 2], [수학식 3] 및 [수학식 4]에 각각에 대한 쌍대 변수 $Y_1(S)$, $Y_2(S)$ 및 W_k를 도입하고, 이는 아래와 같은 쌍대 문제로 전환될 수 있다.

[0111] [수학식 8]

[0112] $$C_{dual_1} = \max 2 \sum_{S \subseteq T} Y_1(S)$$

[0113] [수학식 8]은 아래 조건을 만족한다.

[0114] [수학식 9]

[0115] $$\sum_{S:e \in \delta_1(S)} Y_1(S) \leq cost_{ij}^{1} W_1 \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0116] [수학식 10]

[0117] $$\sum_{S:e \in \delta_2(S)} Y_2(S) \leq cost_{ij}^{2} W_2 \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0118] [수학식 11]

[0119] $$\sum_{S \subseteq U} Y_1(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0120] [수학식 12]

[0121] $$W_1 + W_2 \leq 1$$

[0122] [수학식 13]

[0123] $$Y_k(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

[0124] [수학식 14]

[0125] $$W_k \geq 0 \qquad k = 1,2$$

[0126] 도 7 및 도 8은 주행 비용이 대칭인 경우, 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 목적지를 분배하는 알고리즘(이하, '알고리즘 2'라 함)의 예를 나타낸 도면으로, 쌍대 문제의 목적 함수인 [수학식 8]이 적용되고, [수학식 9] 내지 [수학식 14]의 제약 조건이 만족되도록 프로그래밍된다.

[0127] 위 수학식들에서, $cost_{ij}^{k}$는 정점 i에서 j로 이동하는 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $cost_{ji}^{k}$는 정점 j에서 i로 이동하는 이기종 로봇 k의 주행 비용이고, $Y_1(S)$는 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2(S)$는 세트 S 내의 목적지가 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 제2 이기종 로봇의 주행 비용이다.

[0128] 도 7 및 도 8에 도시된 알고리즘 2를 설명하면, 초기에, 각각의 세트는 하나의 정점을 보유하고, 각각의 트리 F_k는 비어있다(알고리즘 2의 라인 2). 목적지를 보유한 세트는 활성화되고(알고리즘 2의 라인 5), 초기 위치를 보유한 세트는 비활성화된다(알고리즘 2의 라인 6). 모든 쌍대 변수는 0으로 설정되고(알고리즘 2의 라인 4), 모든 정점들은 비표시 상태이다(알고리즘 2의 라인 3). 메인 루프(알고리즘 2의 라인 7-44)에서, 알고리즘 2는 활성화된 세트의 쌍대 변수를 [수학식 9] 내지 [수학식 11]에 표현된 제약 조건 중 하나를 타이트하게 하는 양만큼, 즉 등호가 성립되도록 지속적으로 증가시킨다. [수학식 9] 또는 [수학식 10]에 표현된 제약 중 하나가 타이트해지면, 해당 엣지가 트리 F_k에 추가된다.

[0129] 그리고, 새로이 추가된 엣지를 통해 연결되는 2개의 세트가 새로운 세트로 결합된다. 만약 새로운 세트가 초기 위치를 보유하지 않으면, 활성화된다. 반면, 새로운 세트가 초기 위치를 보유하면, 비활성화된다. 만약, k=1이고, 새로운 세트가 d_1을 보유하면, 새로이 형성된 세트의 모든 자식($\mathcal{C}_2$ 내의 서브 세트) 또한 비활성화된다.

[0130] 만약 [수학식 11]에 표현된 제약 조건 중 하나가 타이트해지면, 해당 세트는 비활성화되고, 세트 내의 정점들은 표시 상태가 된다. $\mathcal{C}_1$ 내의 모든 세트가 비활성화될 때, 메인 루프의 반복이 종료된다. 메인 루프가 동작하는 동안, 각 세트가 초기 위치 중 적어도 하나와 연결되는 경우에만 각 세트는 비활성화된다. 따라서, 종료시에 각 정점은 적어도 하나의 초기 위치와 연결된다.

[0131] 기존의 min-sum TSP를 해결하기 위한 대부분의 프라이멀-듀얼 알고리즘은 메인 루프의 종료 후에 말단 단계로 역-제거(reverse-deleting)를 수행하는데, 이는 루프 내의 모든 i에 대해, i^{th}번째 반복에서 추가된 엣지는 $(i+1)^{th}$번째 반복에서 추가된 엣지보다 적은 비용을 갖기 때문이다. 역순에서 불필요한 엣지들의 제거는 주행 비용의 전체 합을 감소시킬 수 있다.

[0132] 반면, 본 발명에서는 min-max 문제를 다루고 있으므로, 작업 부하의 밸런스를 고려한다. 따라서, 기존의 역-제거 대신에, 자체적인 말단 단계를 수행한다. 메인 루프가 종료할 때, 3개의 파티션, P_1, P_2, P_c로 목적지를 정렬한다. P_c가 d_1과 d_2 각각에 연결되는 정점을 보유하는 동안, 각각의 P_k($k=1,2$)는 d_k에만 연결되는 정점들을 보유한다. P_1 및 P_2에 대해, 본 발명에서는 최소 신장 트리 T_1 및 T_2 각각을 찾을 수 있다. 만약 P_k가 초기 위치만을 보유하면, T_k는 비어지도록 설정된다. 그런 다음, P_c 내의 목적지를 현재의 작업 부하에 종속하여 P_1 및 P_2로 분배한다. P_c 내의 모든 목적지가 분배될 때까지, 알고리즘 2는 P_k 내의 정점을 최소 주행 비용으로 P_c 내의 목적지 중 하나로 연결시키는 엣지 e_k($k=1,2$)를 탐색한다. T_k에서 현재 전체 엣지 비용에 종속하여, 엣지는 더 낮은 비용으로 트리에 추가된다. 해당 정점은 P_c에서 제거되고, P_k에 추가된다. P_c가 비어지면, 각각의 목적지는 T_1 또는 T_2에서 초기 위치 중 어느 하나에만 연결될 것이다.

[0133] 알고리즘 2에서 F_k는 r_k에 대해 추가되는 엣지들의 세트이다. $\mathcal{C}_k$는 r_k에 대한 정점들의 세트로, 엣지가 추가되어 나가면서 각 정점들은 서로 연결되어 세트를 이루며 최종적으로 d_k에 연결된 하나의 세트와 그 외의 세트들이 존재하게 되는데, 이러한 모든 부분집합들을 포함하는 상단의 집합을 의미한다.

[0134] 그리고, $Y_k(C)$는 $\mathcal{C}_k$에 속한 임의의 세트 C의 쌍대 변수값이고, $dual_k(v)$는 정점 v가 속한 세트 C의 쌍대 변수값으로 각 정점이 속한 세트의 현재 쌍대 변수값을 나타내며, $active_k(C)$는 세트 C의 활성화 상태를 나타내는 변수로 1이면 활성화 상태이고, 0이면 비활성화 상태이다. 그리고, $bound(C)$는 [수학식 11]의 우측항을 계산하기 위한 변수로, 세트 C의 r_2에 대한 서브 세트들의 쌍대 변수값을 나타낸다.

[0135] **비대칭 주행 비용**

[0136] 주행 비용이 비대칭인 경우, 즉, $cost_{ij}^k \neq cost_{ji}^k$이면, 엣지의 방향이 주행 경로의 생성을 위해 고려된다. 이

러한 문제를 TDHATSP(Two Depot Heterogeneous Asymmetric Traveling Salesman Problem)라 정의할 수 있다. 본 발명에서는 인커밍 엣지만을 고려하는데, 이는 파라미터 $\delta_k^+(S)$로 정의한다. 파라미터 $\delta_k^+(S)$는 엣지 세트 E_k의 서브 세트로, 세트 S 밖의 정점들에서 세트 S 내의 정점들로 연결되는 모든 엣지를 나타내는 파라미터이다.

[0137] 상기와 같은 가정을 고려한 LP는 아래의 수학식들과 같이 표현될 수 있다.

[0138] [수학식 15]

[0139] $$C_{LP_2} = \min t$$

[0140] [수학식 16]

[0141] $$\sum_{\{i,j\}\in\delta_1^+(S)} x_{ij}^1 \geq 1 - \sum_{T\supseteq U\supseteq S} z_U \qquad \forall S \subseteq T$$

[0142] [수학식 17]

[0143] $$\sum_{\{i,j\}\in\delta_2^+(S)} x_{ij}^2 \geq \sum_{T\supseteq U\supseteq S} z_U \qquad \forall S \subseteq T$$

[0144] [수학식 18]

[0145] $$t \geq \sum_{\{i,j\}\in E_k} cost_{ij}^k \; x_{ij}^k \qquad k = 1, 2$$

[0146] [수학식 19]

[0147] $$x_{ij}^k \geq 0 \qquad \forall (i,j) \in E_k, \; k = 1, 2$$

[0148] [수학식 20]

[0149] $$z_U \geq 0 \qquad \forall U \subseteq T$$

[0150] [수학식 21]

[0151] $$t \geq 0$$

[0152] 대칭 주행 비용의 경우와 유사하게, [수학식 16] 내지 [수학식 18]에 대해 쌍대 변수 $Y_1^+(S)$, $Y_2^+(S)$ 및 W_k^+를 도입하여, 아래의 수학식들과 같이 표현할 수 있다.

[0153] [수학식 22]

[0154] $$C_{dual_2} = \max \sum_{S\subseteq T} Y_1^+(S)$$

[0155] [수학식 23]

[0156] $$\sum_{S:e\in\delta_1^+(S)} Y_1^+(S) \leq cost_{ij}^1 W_1^+ \qquad \forall (i,j) \in E_1$$

[0157] [수학식 24]

[0158] $$\sum_{S:e\in\delta_2^+(S)} Y_2^+(S) \leq cost_{ij}^2 W_2^+ \qquad \forall (i,j) \in E_2$$

[0159] [수학식 25]

$$\sum_{S \subseteq U} Y_1^+(S) \leq \sum_{S \subseteq U} Y_2^+(S) \qquad \forall U \subseteq T$$

[0160]

[0161] [수학식 26]

$$W_1^+ + W_2^+ \leq 1$$

[0162]

[0163] [수학식 27]

$$Y_k^+(S) \geq 0 \qquad \forall S \subseteq T,\ k = 1,2$$

[0164]

[0165] [수학식 28]

$$W_k^+ \geq 0 \qquad k = 1,2$$

[0166]

[0167] 여기서, $Y_1^+(S)$는 제1 이기종 로봇에 대한 쌍대 변수(Dual variable)로 세트 S 내의 목적지가 제1 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 제1 이기종 로봇의 주행 비용이고, $Y_2^+(S)$는 세트 S 내의 목적지가 제2 이기종 로봇의 초기 위치와 연결되기 위한 제2 이기종 로봇의 주행 비용이고, W_1^+은 제1 이기종 로봇에 대한 비용 가중치이고, W_2^+는 제2 이기종 로봇에 대한 비용 가중치이다.

[0168] 상기 수학식들에서 윗 첨자 '+'는 대칭 주행 비용인 경우와 구별하기 위해 추가한 것으로, 대칭 주행 비용에서의 설명에 대응한다.

[0169] 도 9 및 도 10은 주행 비용이 비대칭인 경우, 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 통해 목적지를 분배하는 알고리즘(이하, '알고리즘 3'이라 함)의 예를 나타낸 도면으로, 쌍대 문제의 목적 함수인 [수학식 22]이 적용되고, [수학식 23] 내지 [수학식 28]의 제약 조건이 만족되도록 프로그래밍된다.

[0170] 알고리즘 3에 대해 설명하면, 초기 단계에서 각각의 세트는 하나의 정점을 보유하고, 각각의 트리 F_k는 비어있다. 초기 위치를 보유하는 세트가 비활성화되는 동안, 목적지를 보유하는 세트는 활성화된다. 모든 정점들은 비표시 상태이고, 모든 쌍대 변수는 '0'으로 설정된다. 이는 알고리즘 2와 동일하다.

[0171] 메인 루프에서, 알고리즘 3에서는 $\mathcal{C}_1$ 내의 대응하는 세트와 적어도 하나의 서브 세트가 활성화된 곳에서, [수학식 23] 및 [수학식 24]에 나타낸 제약 조건 중 하나를 최소로 증가시키면서 타이트하게 만드는 쌍대 변수를 반복적으로 찾는다. 그리고, 대응하는 새로운 엣지는 그 트리 F_k에 추가된다.

[0172] 비대칭 주행 비용의 경우에서는 발생할 수 있는 3가지 케이스가 존재한다. 첫째, 만약 새로운 엣지가 초기 위치로부터 도달 가능한 새로운 강한 연결 요소(Strongly connected component)를 형성하면, 새로운 강한 연결 요소를 새로운 활성 요소로 한다. 둘째, 만약 새로운 엣지가 d_k로부터 도달 가능한 새로운 강한 연결 요소를 형성하면, 초기 위치와 모든 도달 가능한 정점들을 새로운 비활성화 요소로 설정한다. 만약, e_1이 최소값을 가지면, $\mathcal{C}_2$ 내의 모든 서브 세트는 비활성화된다. 만약, e_2가 최소값을 가지면, $\mathcal{C}_1$ 내의 요소의 세브 세트 내에 있는 모든 정점들이 표시 상태가 되고 비활성화된다. 이와 같은 과정은 [수학식 25]의 세 번째 제약 조건을 반복 중의 모든 시간에서 만족하는 것을 보장해준다.

[0173] 첫 번째 및 두 번째 케이스가 발생하지 않으면, 대응하는 세트를 비활성화시킨다. 세트들이 업데이트될 때, 알고리즘 3은 선택될 수 있는 적어도 하나의 활성화 서브 세트를 갖는 활성화 세트가 존재하는지 여부를 체크한다. 만약 존재하지 않으면, 인커밍 엣지를 포함하지 않고 초기 위치로부터 도달할 수 없는 비활성화 세트를 탐색한다. 알고리즘 3이 이와 같은 방법에 따라, 세트들은 마킹된 정점들을 보유한 적어도 하나의 연결된 세트를 가질 수 있다.

[0174] 따라서, 새로운 세트가 어떠한 인커밍 엣지를 가지지 않을 때까지 이러한 세트들의 결합에 의해 새로운 활성화 요소가 형성된다. 메인 루프가 종료될 때, 알고리즘 2 내의 대칭 경우에서와 마찬가지로 말단 과정(Pruning

step)이 수행된다. 여기서, 엣지들이 방향성을 가지고 있기 때문에, 각각의 파티션 P_k에 대해 최소 방향 신장 트리(Minimum directed spanning tree)가 수행되고, 보다 작은 트리 비용을 갖는 하나로 P_c 내의 정점들이 반복적으로 분배된다.

[0175] 다시, 도 3 내지 도 6을 참조하여 설명하면, 상기와 같은 방법으로 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇 각각에 목적지가 분배되면, 경로 계획부(120)는 LKH(Lin-Kernighan Heuristic)와 같은 기 등록된 경로 계획 알고리즘을 이용하여 분배된 목적지를 방문하기 위한 주행 경로와, 해당 주행 경로에 따른 총 주행 비용을 제1 이기종 로봇 및 제2 이기종 로봇 각각에 대해 산출한다(S32, 알고리즘 1의 라인 6).

[0176] 그런 다음, 과업 결정부(130)는 총 주행 비용 중 큰 값(알고리즘 2의 라인 9의 G)이 감소되도록 비용 가중치를 조절하면서 목적지 분배 과정과 경로 계획 과정을 반복적으로 수행하면서, 총 주행 비용 중 큰 값이 작아지게 하는 목적지 분배 및 경로 계획을 생성하는 과정을 수행하게 된다.

[0177] 먼저, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용을 비교하여(S33), 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 큰 경우 S34 단계 내지 S41 단계를 수행하고, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 큰 경우 S44 단계 내지 S51 단계를 수행한다. 여기서, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용 중 큰 값이 상술한 바와 같이, 최대 주행 비용이 된다. 그리고, 최대 주행 비용은 G 값으로 갱신된다(알고리즘 1의 라인 7).

[0178] S34 단계 내지 S41 단계를 설명하면, 총 주행 비용이 큰 제1 이기종 로봇의 비용 가중치를 기 설정된 기준치만큼 증가시키고 제2 이기종 로봇의 비용 가중치를 감소시킨다(S34, 알고리즘 1의 라인 10). 본 발명에서는 제1 이기종 로봇의 비용 가중치와 제2 이기종 로봇의 비용 가중치의 합이 1인 것([수학식 12] 및 [수학식 26] 참조)을 예로 한다.

[0179] 그런 다음, 상술한 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 이용하여 복수의 목적지를 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇에 분배한다(S35, 알고리즘 1의 라인 11).

[0180] 그리고, 상술한 바와 같이, 기 등록된 경로 계획 알고리즘을 이용하여 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇 각각에 대한 주행 경로를 결정하고, 해당 주행 경로에 대한 총 주행 비용을 산출한다(S36, 알고리즘 1의 라인 12-14).

[0181] 여기서, 목적지 분배와 경로 계획은 상술한 바와 같이, 총 주행 비용이 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 수행되는 바(S37, 알고리즘 1의 라인 9), 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 커지면(S41), 후술할 S50 단계에서 갱신된 최대 주행 비용, 즉 반복 과정에서 총 주행 비용 중 큰 값인 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 가장 작은 경우의 목적지 분배와 주행 경로가 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정된다(S41, 알고리즘 1의 라인 43).

[0182] 반면, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 크면, 비용 조건과 관련된 제약 조건이 만족하는지 여부를 판단한다(S38, 알고리즘 1의 라인 15-17). 여기서, 비용 조건은 $W_1 \times cost_{ij}^1 \leq W_2 \times cost_{ij}^2 \ \forall (i,j)$ 으로 이를 위반하게 되면, 상술한 바와 같이, 반복 과정에서 최대 주행 비용이 가장 작인 경우의 목적지 분배와 주행 경로가 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정된다(S41, 알고리즘 1의 라인 43).

[0183] 반면, 비용 조건과 관련된 제약 조건이 만족되면, 현재 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용(G')이 현재 갱신되어 있는 최대 주행 비용(G)보다 작으면(S39, 알고리즘 1의 라인 19), 최대 주행 비용(G), 주행 경로, 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용을 갱신하게 된다(S40, 알고리즘 1의 라인 21-23). 즉, 반복 과정에서 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 가장 작은 경우가 최대 주행 비용(G)로 갱신된 상태가 된다.

[0184] 상기와 같은 과정이 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 작아질 때까지 반복 수행되고, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 더 커지거나 제약 조건이 위반될 때 종료된다.

[0185] 한편, S33 단계에서 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 크면, 총 주행 비용이 큰 제2 이기종 로봇의 비용 가중치를 기 설정된 기준치만큼 증가시키고 제1 이기종 로봇의 비용 가중치를 감소시킨다(S44, 알고리즘 1의 라인 29). 상술한 바와 같이, 제1 이기종 로봇의 비용 가중치와 제2 이기종 로봇의 비용 가중치의 합이 1인 것([수학식 12] 및 [수학식 26] 참조)을 예로 한다.

[0186] 그런 다음, 상술한 프라이멀-듀얼 휴리스틱(Primal-dual heuristic) 기법을 이용하여 복수의 목적지를 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇에 분배한다(S45, 알고리즘 1의 라인 30).

[0187] 그리고, 상술한 바와 같이, 기 등록된 경로 계획 알고리즘을 이용하여 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇 각각에 대한 주행 경로를 결정하고, 해당 주행 경로에 대한 총 주행 비용을 산출한다(S46, 알고리즘 1의 라인 31-33).

[0188] 여기서, 목적지 분배와 경로 계획은 상술한 바와 같이, 총 주행 비용이 큰 값이 작은 값보다 작아질 때 까지 수행되는 바(S47, 알고리즘 1의 라인 28), 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 커지면(S47), 갱신된 최대 주행 비용(G), 즉 반복 과정에서 총 주행 비용 중 큰 값인 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 가장 작은 경우의 목적지 분배와 주행 경로가 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 최종 과업으로 결정된다(S51, 알고리즘 1의 라인 43).

[0189] 그런 다음, 현재 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용(G')이 현재 갱신되어 있는 최대 주행 비용(G)보다 작으면(S49, 알고리즘 1의 라인 35), 최대 주행 비용(G), 주행 경로, 제1 이기종 로봇과 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용을 갱신하게 된다(S50, 알고리즘 1의 라인 37-39).

[0190] 상기와 같은 과정이 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용보다 작아질 때까지 반복 수행되고, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 더 커질 때 종료된다.

[0191] 도 11 내지 도 13은 본 발명에 따른 과업 분배 방법의 시뮬레이션 결과를 나타낸 도면이다. 80개의 목적지에 대해 시뮬레이션 되었으며, 도 11은 비용 가중치가 동일할 때의 목적지 분배 결과와 총 주행 비용을 나타내고 있다. 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 7609이고, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 8841이다.

[0192] 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용을 감소시키기 위해, 제2 이기종 로봇의 비용 가중치를 0.01 증가시키고 제1 이기종 로봇의 비용 가중치를 0.01 감소시켜 재분배한 결과, 도 12에 도시된 바와 같이, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 7551, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 7732로, 제2 이기종 로봇의 총 주행 비용이 감소되었다.

[0193] 그리고, 다시 제2 이기종 로봇의 비용 가중치를 0.01 증가시키고 제1 이기종 로봇의 비용 가중치를 0.01 감소시켜 재분배한 결과, 도 13에 도시된 바와 같이, 제1 이기종 로봇의 총 주행 비용이 제2 이기종 로봇보다 증가하여, 총 주행 비용이 가장 작은, 즉 도 12에 도시된 바와 같은 결과가 최종 과업으로 결정된다.

[0194] 이에 따라, 단지 두 로봇의 총 주행 비용의 합을 최소화시키는 기존의 과업 분배 방법과 달리 최종적으로 작업이 종료되는 시간을 최소화시킬 수 있게 된다.

[0195] 이상에서 본 발명의 바람직한 실시예에 대하여 상세하게 설명하였지만 본 발명의 권리범위는 이에 한정되는 것은 아니고 다음의 청구범위에서 정의하고 있는 본 발명의 기본 개념을 이용한 당업자의 여러 변형 및 개량 형태 또한 본 발명의 권리범위에 속하는 것이다.

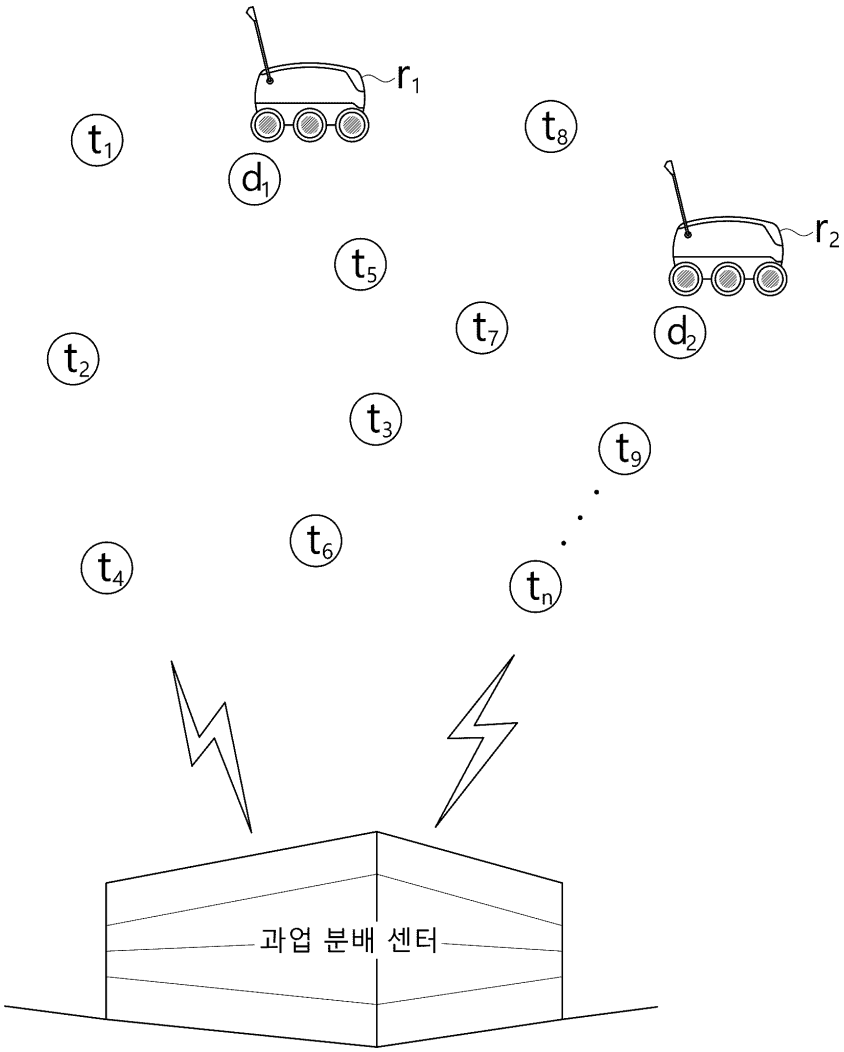
부호의 설명

[0196]

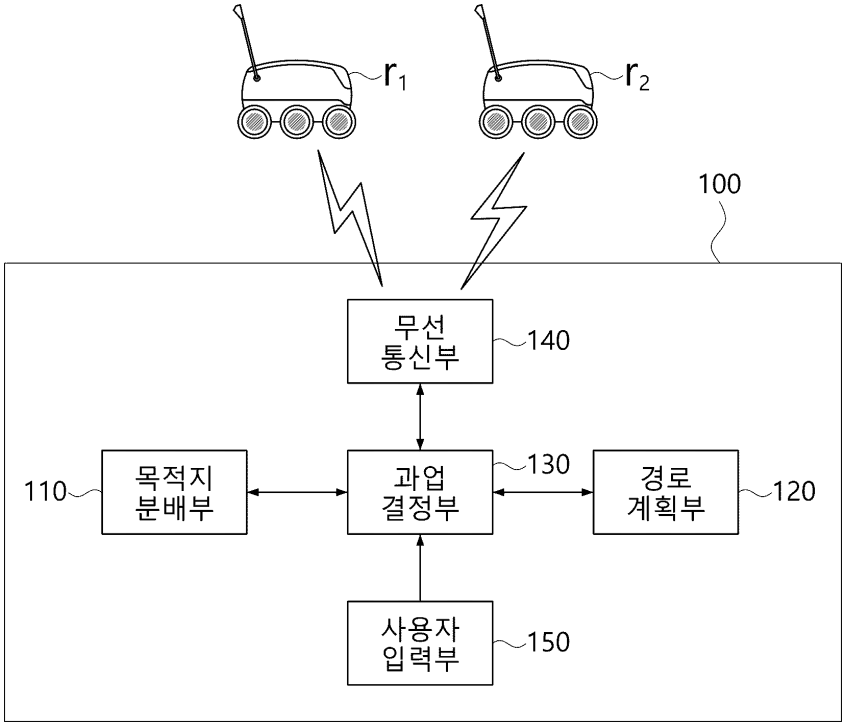
100	:	과업 분배 센터	110	:	목적지 분배부
120	:	경로 계획부	130	:	과업 결정부
140	:	무선 통신부	150	:	사용자 입력부

도면

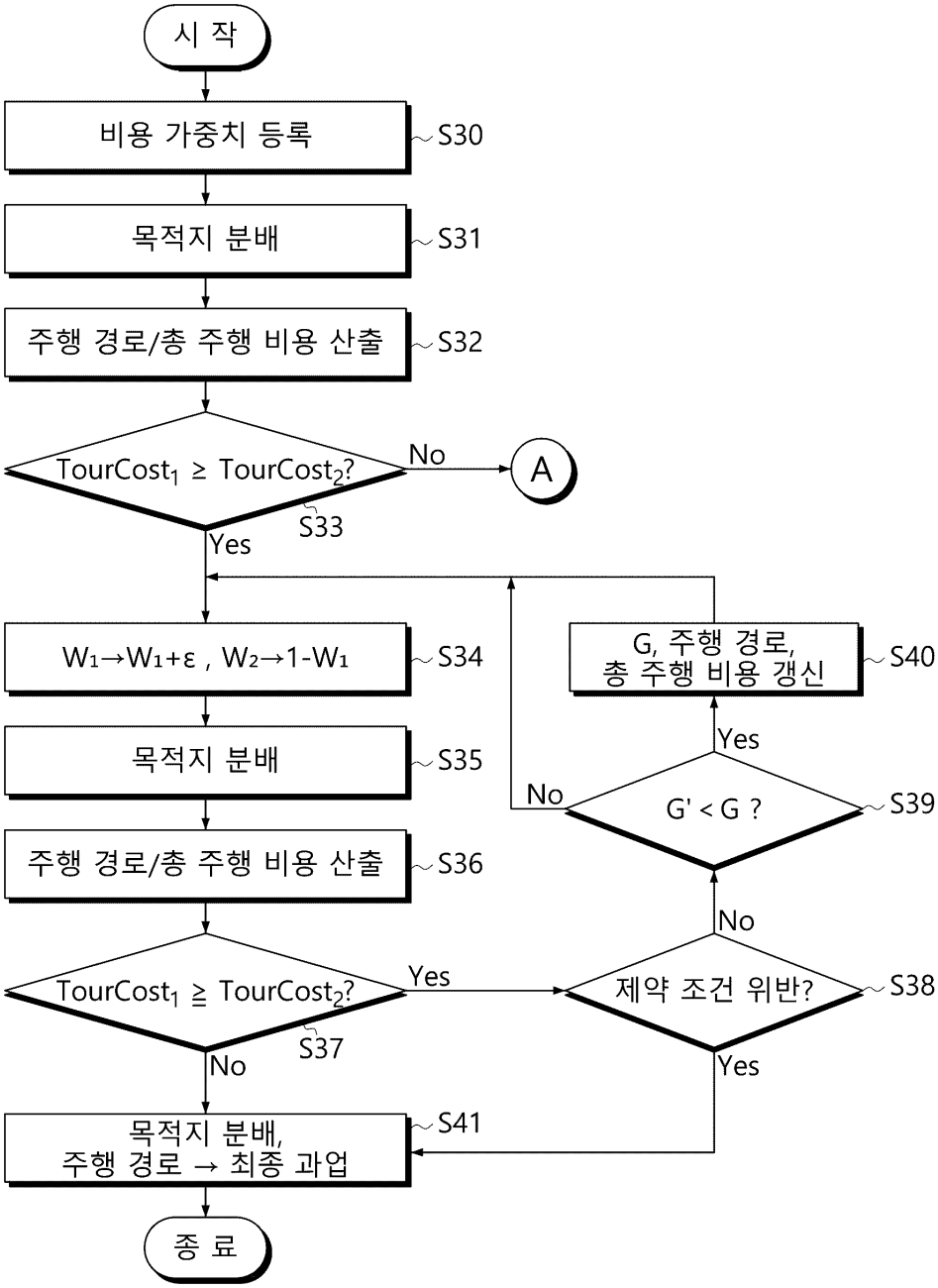
도면1



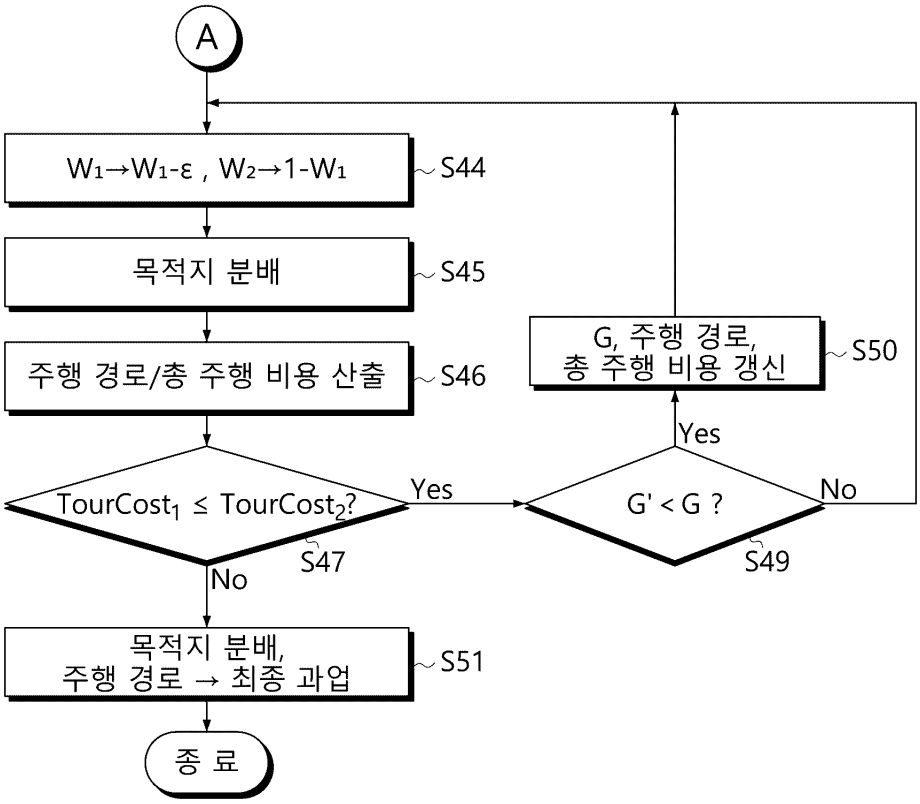
도면2



도면3


시 작
비용 가중치 등록
S30
목적지 분배
S31
주행 경로/총 주행 비용 산출
S32
TourCost1 ≥ TourCost2?
S33
No
A
Yes
W1→W1+ε , W2→1-W1
S34
목적지 분배
S35
주행 경로/총 주행 비용 산출
S36
TourCost1 ≥ TourCost2?
S37
Yes
No
제약 조건 위반?
S38
Yes
No
G' < G ?
S39
Yes
No
G, 주행 경로,
총 주행 비용 갱신
S40
목적지 분배,
주행 경로 → 최종 과업
S41
종 료

도면4


A
W1→W1-ε , W2→1-W1
S44
목적지 분배
S45
주행 경로/총 주행 비용 산출
S46
TourCost1 ≤ TourCost2?
Yes
S47
No
G, 주행 경로,
총 주행 비용 갱신
S50
Yes
G' < G ?
No
S49
목적지 분배,
주행 경로 → 최종 과업
S51
종 료

도면5

Algorithm 1 *A hueristic for minmax TDHTSP*

$W_1 = W_2 = 0.5$;
Determine a heterogeneous spanning forest using the proposed primal-dual heuristic.
for $k = 1, 2$ **do**
  Let the connected targets reachable from the depot be a partition and label it as P_k.
end for
For $k = 1, 2$, derive $TourCost_k$ and $Tour_k$ for r_k within P_k (using an existing routing algorithm).
$G \leftarrow \max(TourCost_k)$
if $TourCost_1 \geq TourCost_2$ **then**
  while $TourCost_1 \geq TourCost_2$ **do**
    $W_1 \leftarrow W_1 + \epsilon$; $W_2 \leftarrow 1 - W_1$
    Redetermine a target assignment using the proposed primal-dual heuristic and obtain the partitions P'_k.
    for $k = 1, 2$ **do**
      Derive $TourCost'_k$ and $Tour'_k$ within P'_k.
    end for
    if $Tour'$ is infeasible **then**
      break, {*comment:* $\because W_1 \times cost^1_{ij} > W_2 \times cost^2_{ij}$ for some (i, j)}
    else
      $G' \leftarrow \max(TourCost'_k)$
      if $G' < G$ **then**
        $G \leftarrow G'$
        for $k = 1, 2$ **do**
          $TourCost_k \leftarrow TourCost'_k$; $Tour_k \leftarrow Tour'_k$
        end for
      end if
    end if
  end while

도면6

else
  while $TourCost_1 \leq TourCost_2$ **do**
    $W_1 \leftarrow W_1 - \epsilon$; $W_2 \leftarrow 1 - W_1$
    Redetermine a target assignment using the proposed primal-dual heuristic and obtain the partitions P'_k.
    for $k = 1, 2$ **do**
      Derive $TourCost'_k$ and $Tour'_k$ within P'_k.
    end for
    $G' \leftarrow \max(TourCost'_k)$
    if $G' < G$ **then**
      $G \leftarrow G'$
      for $k = 1, 2$ **do**
        $TourCost_k \leftarrow TourCost'_k$; $Tour_k \leftarrow Tour'_k$
      end for
    end if
  end while
end if
return $Tour_k, TourCost_k$

도면7

Algorithm 2 *Primal-dual heuristic for finding an HSF*

Initialization

$F_k \leftarrow \emptyset$, $\mathcal{C}_k \leftarrow \{\{v\} : v \in V_k\}$ for $k = 1, 2$

All vertices are unmarked.

All dual variables are set to zero.

$active_k(\{v\}) \leftarrow 1$, $\forall v \in V_k$, for $k = 1, 2$

$active_k(\{d_k\}) \leftarrow 0$, for $k = 1, 2$

Main loop

while there exists any active component in $\mathcal{C}_1$ **do**

  for $k = 1, 2$ **do**

    Find an edge $e_k = (i, j) \in E_k$ with $i \in C_i, j \in C_j$ where $C_i, C_j \in \mathcal{C}_k, C_i \neq C_j$ that minimizes

    $\varepsilon_k = \frac{\{W_k \times cost^k_{ij} - dual_k(i) - dual_k(j)\}}{active_k(C_i) + active_k(C_j)}$.

  end for

  Let $\Re := \{R : active_k(R) = 1, Children(R) = \emptyset, \ R \in \mathcal{C}_k\}$.

  Find $\bar{R} \in \Re$ that minimizes $\varepsilon_3 = bound(\bar{R}) - Y_1(\bar{R})$

  $\varepsilon_{min} = \min(\varepsilon_1, \varepsilon_2, \varepsilon_3)$

  for $k = 1, 2$ **do**

    for $C \in \mathcal{C}_k$ **do**

      $Y_k(C) \leftarrow Y_k(C) + \varepsilon_{min} \times active_k(C)$

      $dual_k(v) \leftarrow dual_k(v) + \varepsilon_{min} \times active_k(C), \forall v \in C$

      if $k = 1$ **then**

        $bound(C) \leftarrow bound(C) + \varepsilon_{min}|Children(C)|$

      end if

    end for

  end for

  if $\varepsilon_{min} = \varepsilon_k$ for $k = 1$ or 2 **then**

    $F_k \leftarrow \{e_k\} \cup F_k$

    $\mathcal{C}_k \leftarrow \mathcal{C}_k \cup \{C_i \cup C_j\} - C_i - C_j$

    $Y_k(\{C_i \cup C_j\}) = Y_k(C_i) + Y_k(C_j)$

    if $k = 1$ **then**

      $Bound(C_i \cup C_j) \leftarrow bound(C_i) + bound(C_j)$

도면8

```
        end if
        if d_k ∈ {C_i ∪ C_j} then
            active_k(C_i ∪ C_j) ← 0
            if k = 1 then
                active_2(C) ← 0 ∀C ∈ Children(C_i ∪ C_j)
            end if
        else
            active_k(C_i ∪ C_j) ← 1
        end if
    else
        active_1(C̄) ← 0
        Mark all of the vertices of C̄ with the label C̄.
    end if
end while
Pruning
P_k ← all vertices that are only connected to d_k for k = 1, 2
P_c ← the vertices that are connected to both d_1 and d_2
Let T_k be the minimum spanning tree of P_k for k = 1, 2.
Let C(T_k) be the sum of edge costs present in T_k
while P_c is not empty do
    Find the shortest edge e_k that connects a vertex in P_c and a
    vertex in P_k for each k.
    if C(T_1) ≤ C(T_2) then
        Add e_1 to T_1, remove the corresponding vertex from P_c,
        and add it to P_1.
    else
        Add e_2 to T_2, remove the corresponding vertex from P_c
        and add it to P_2.
    end if
end while
```

도면9

Algorithm 3 *Primal-dual heuristic for finding an HDSF*

Initialization

$F_k \leftarrow \emptyset$, $\mathcal{C}_k \leftarrow \{\{v\} : v \in V_k\}$ for $k = 1, 2$
All the vertices are unmarked.
All the dual variables are set to zero.
$active_k(\{v\}) \leftarrow 1$, $\forall v \in V_k$, for $k = 1, 2$
$active_k(\{d_k\}) \leftarrow 0$, for $k = 1, 2$

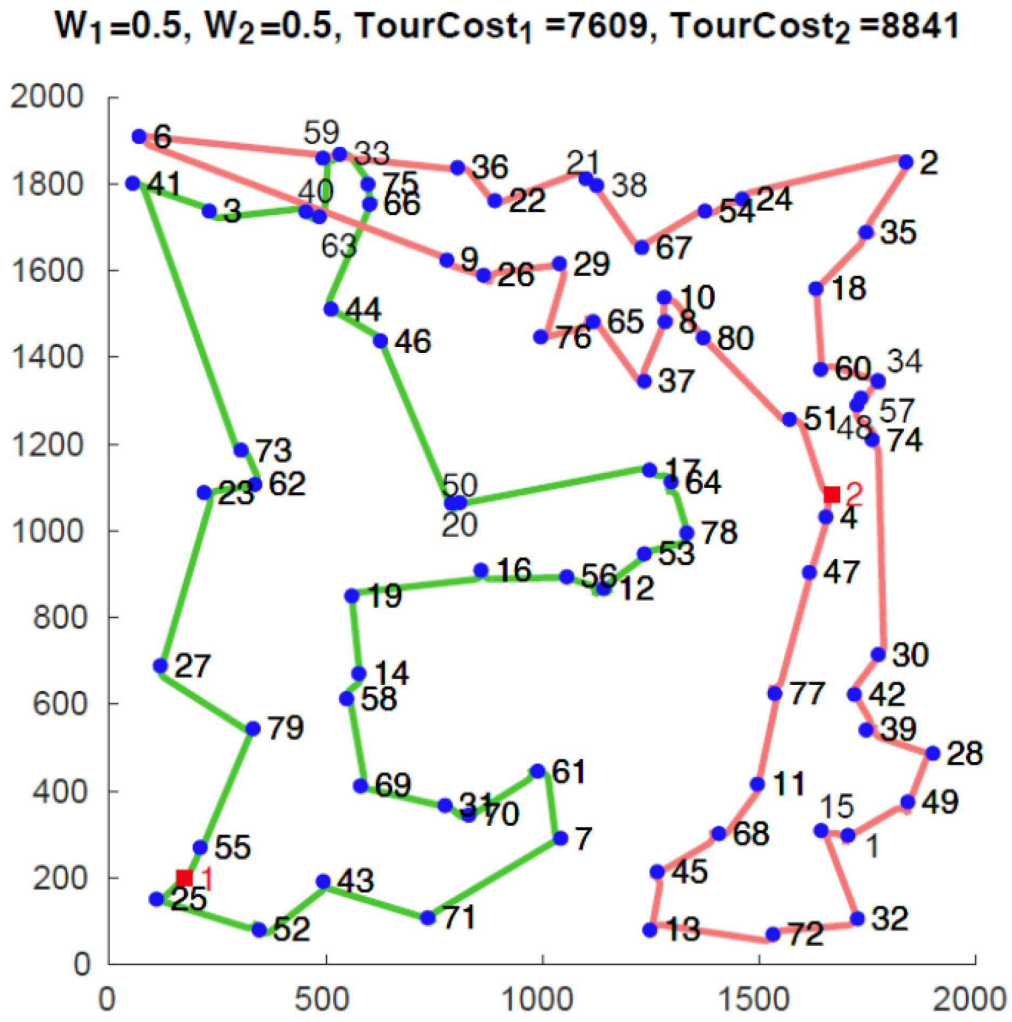
Main loop

while there exists any active component in $\mathcal{C}_1, \mathcal{C}_2$ **do**
    Find an edge $e_k = (u, v) \in E_k$ with $u \in C_u, v \in C_v$, where $C_u, C_v \in \mathcal{C}_k, C_u \neq C_v$ that minimizes $\varepsilon_k = \frac{(cost^k_{uv} - dual_k(v))}{active_k(C_v)}$.
    Let the corresponding $C_v \in \mathcal{C}_k$ be S_k, while $S = \{S_1, S_2\}$ satisfies $S_1 \supseteq S_2$ and S_1, S_2 are active.
    $F_k \leftarrow \{e_k\} \cup F_k$
    Increase the dual variables of S_k by ε_k.
    if e_k forms a new strongly connected component and the component is not reachable from d_k **then**
        Let the strongly connected component be an active component.
    else if e_k makes any vertex $v \in S_k$ reachable from d_k **then**
        Let the depot and all vertices that are reachable from the depot be an inactive component.
        if $e_k = e_1$ **then**
            Deactivate all subsets of this component in $\mathcal{C}_2$.
        else
            Mark all vertices in the supersets of this component in $\mathcal{C}_1$. Deactivate it if the corresponding component consists of all marked vertices.
        end if
    else
        Deactivate S_k.
    end if

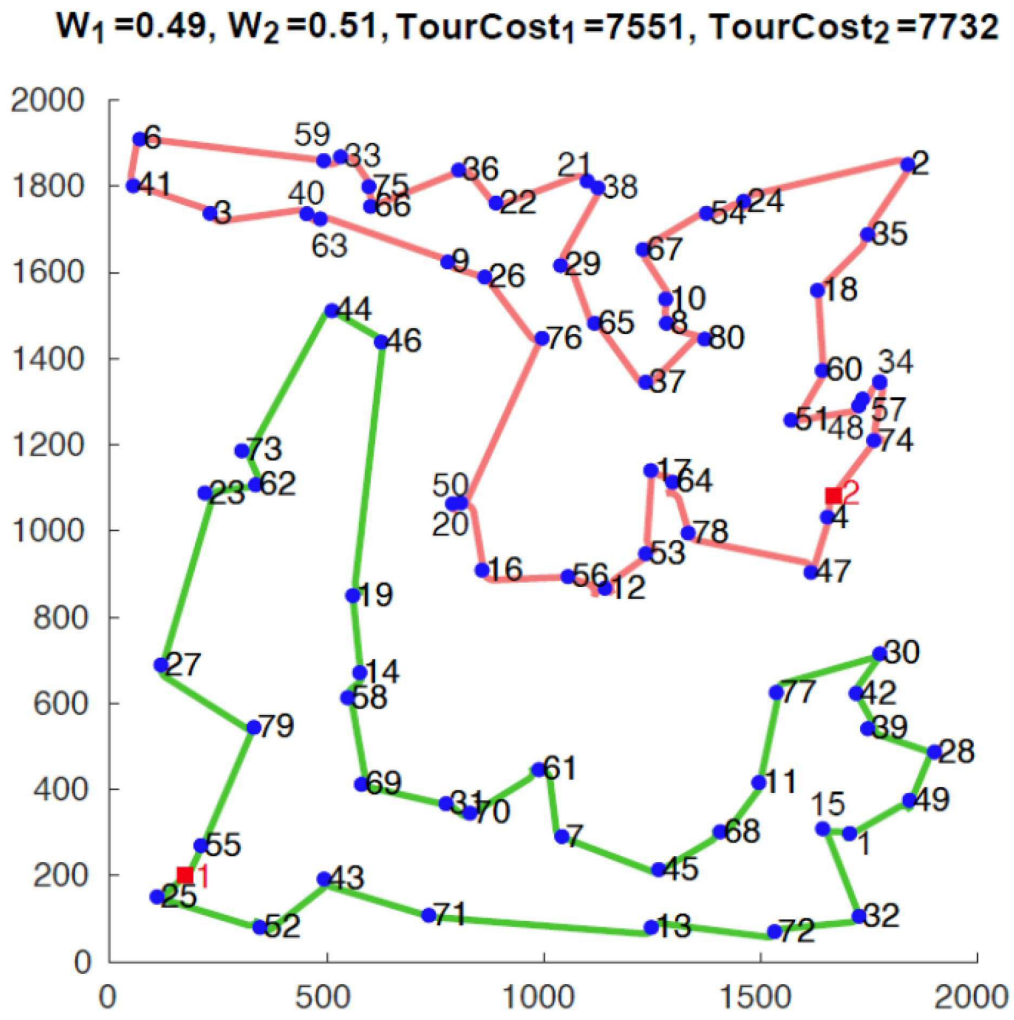
도면10

if there exists no $S = \{S_1, S_2\}$ that can be chosen that satisfies the given conditions and there exists any inactive set without an incoming edge that is not connected to the depot **then**
    Pick an inactive component for each k that consists of marked vertices that have incoming or outgoing edges. Combine those connected components until the new component does not have any incoming edges.
end if
end while
Pruning
$P_k \leftarrow$ all vertices that are only connected to d_k for $k = 1, 2$
$P_c \leftarrow$ the vertices that are connected to both d_1 and d_2
Let T_k be the minimum directed spanning tree of P_k for $k = 1, 2$.
Let $C(T_k)$ be the sum of the edge costs present in T_k.
while P_c is not empty **do**
    Find the shortest edge e_k that makes a vertex in P_c reachable from the vertices in P_k for each k.
    if $C(T_1) \leq C(T_2)$ **then**
        Add e_1 to T_1, remove the corresponding vertex from P_c, and add it to P_1.
    else
        Add e_2 to T_2, remove the corresponding vertex from P_c, and add it to P_2.
    end if
end while

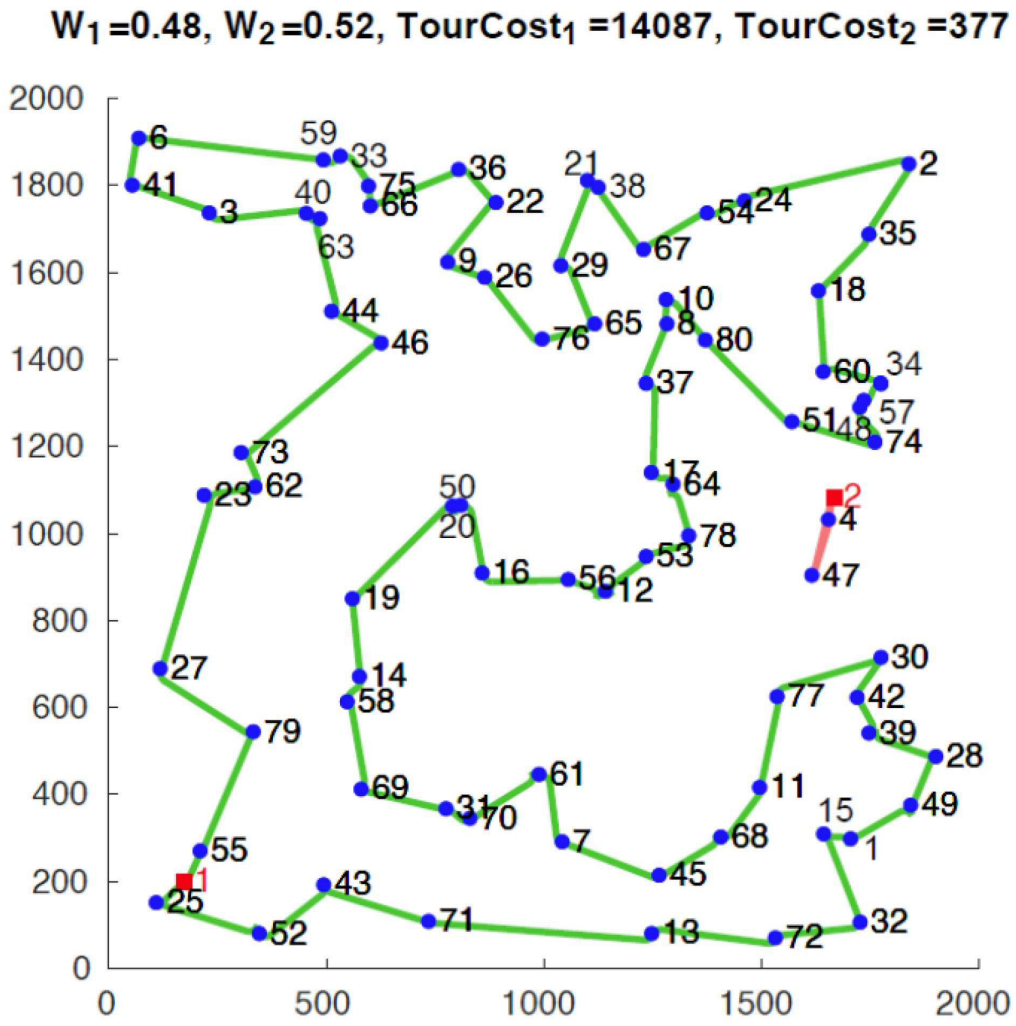
도면11


W1=0.5, W2=0.5, TourCost1 =7609, TourCost2 =8841
2000
1800
1600
1400
1200
1000
800
600
400
200
0
0
500
1000
1500
2000
6
59
33
36
21
2
41
40
75
22
38
24
3
66
54
35
63
9
26
29
67
18
10
44
65
8
80
46
76
37
60
34
57
51
48
74
73
17
64
23
62
50
2
20
4
78
53
16
56
12
47
19
30
27
14
58
77
42
79
39
28
61
11
49
69
31
70
15
7
68
55
1
1
45
43
25
52
71
13
72
32

도면12


W1 =0.49, W2 =0.51, TourCost1 =7551, TourCost2 =7732
2000
1800
1600
1400
1200
1000
800
600
400
200
0
0
500
1000
1500
2000
6
59
33
41
75
36
21
2
40
66
22
38
54
24
3
63
9
26
29
67
35
10
18
44
65
8
80
46
76
60
34
37
57
51
48
74
73
17
64
62
50
2
23
20
4
78
53
16
56
12
47
19
27
14
30
77
42
58
79
39
28
61
11
69
31
70
15
49
7
68
55
1
45
1
43
25
71
13
72
32
52

도면13


W1 =0.48, W2 =0.52, TourCost1 =14087, TourCost2 =377
2000
1800
1600
1400
1200
1000
800
600
400
200
0
0
500
1000
1500
2000
6
59
33
41
75
36
21
38
2
40
66
22
54
24
3
35
63
9
26
29
67
18
44
10
65
8
80
46
76
60
34
37
57
51
48
74
73
17
64
23
62
50
20
2
4
78
53
16
56
12
47
19
27
14
58
30
77
42
79
39
28
61
69
31
70
11
49
15
55
7
68
1
1
45
25
43
71
13
72
32
52