
선분가시 다각형 내부에 있는 두 점 사이의 최단 경로를 구하는 빠른 알고리즘

김수환*

A Fast Shortest Path Algorithm Between Two Points inside a Segment-Visible Polygon

Soo-Hwan Kim*

요 약

다각형 내부에 위치한 두 점 사이의 최단 경로는 다각형의 외부를 지나지 않는 경로 중에서 길이가 가장 짧은 경로를 말한다. 일반적인 단순 다각형에서 최단 경로를 구하는 선형 시간 알고리즘은 매우 복잡한 과정으로 알려진 삼각분할을 전처리과정으로 수행해야 한다. 따라서 이론적으로는 최적인 시간복잡도를 갖지만, 실제적으로는 구현이 어려울 뿐만 아니라 입력의 크기가 매우 크지 않은 한 수행 시간이 효율적이지 못하다. 본 논문에서는 다각형 내부의 모든 점들을 볼 수 있는 선분이 존재하는 다각형 부류인 선분가시 다각형의 내부에 위치한 두 점 사이의 최단 경로를 구하는 선형 시간 알고리즘을 제시한다. 이 알고리즘은 삼각 분할을 필요로 하지 않으며, 블록 외피 구축 등 단순한 절차만으로 구성되어 있어 구현이 용이할 뿐만 아니라 수행 속도도 빠르다

ABSTRACT

The shortest path between two points inside a simple polygon P is a minimum-length path among all paths connecting them which don't pass by the exterior of P . A linear time algorithm for computing the shortest path in a general simple polygon requires triangulating a polygon as preprocessing. The linear time triangulating is known to very complex to understand and implement it. It is also inefficient in case that the input without very large size is given because its time complexity has a big constant factor. In this paper, we present the customized shortest path algorithm for a segment-visible polygon which is a simple polygon weakly visible from an internal line segment. Our algorithm doesn't require triangulating as preprocessing and consists of simple procedures such as construction of convex hulls, so it is easy to implement and runs very fast in linear time.

키워드

가시성, 선분가시 다각형, 최단 경로, 블록 외피

Key word

Visibility, Segment-Visible Polygon, Shortest Path, Convex Hull

I. 서론

유클리디언 최단 경로 문제는 매우 기본적인 기하학적 문제로서 그 결과가 컴퓨터 그래픽스, 로보틱스, 센서 네트워크 등의 응용 분야에 많이 활용되고 있으며, 최근에도 연구가 계속 진행되고 있다[1, 2, 3]. 본 논문에서는 단순 다각형 내부에서 발생하는 최단 경로 문제를 다룬다. 다각형 내부에 위치한 두 점 사이의 최단 경로는 다각형의 외부로 지나지 않는 경로 중에서 길이가 가장 짧은 경로를 말한다. Guibas 등[4]은 삼각분할된 다각형에서 최단 경로를 구하는 선형 시간 알고리즘을 제시했다. 다각형을 선형 시간에 삼각분할하는 것은 매우 복잡한 과정으로 알려져 있다[5]. 따라서 구현이 어려울 뿐만 아니라 입력의 크기가 매우 크지 않은 한 수행 시간이 효율적이지 못하다.

어떤 기하학적인 문제를 일반적인 다각형이 아닌 특정한 다각형 부류에 대해 적용하면 그 문제를 더욱 효율적으로 해결할 가능성이 많아진다. 예를 들어, 볼록 다각형의 두 점 사이의 최단 경로는 항상 그 두 점을 연결하는 선분이므로 알고리즘이 매우 단순하다. 가시성(visibility)은 다각형의 부류를 결정하는 방법으로 많은 연구가 되어 왔다[6]. 다각형의 두 점을 연결하는 선분이 다각형 외부로 지나지 않으면 그 두 점은 서로 볼 수 있다고 말한다. 가시성을 이용하여 정의한 별형 다각형(star-shaped polygon), 에지가시 다각형(edge-visible polygon), 선분가시 다각형(segment-visible polygon)은 널리 알려진 다각형 부류이다. 별형 다각형은 다각형 내부를 전부 볼 수 있는 점이 존재하는 다각형을 말하고, 에지가시 다각형, 선분가시 다각형은 각각 다각형 내부를 전부 볼 수 있는 에지, 선분이 존재하는 다각형을 말한다. 이 때, 에지나 선분이 다각형 내부를 볼 수 있다는 것은 다각형의 점을 볼 수 있는 에지나 선분 상의 점이 존재한다는 것을 의미한다.

일반적인 다각형에서 최단 경로를 찾는 기존의 알고리즘은 삼각분할을 필요로 한다. 특정한 부류의 다각형에서 삼각분할 없이 최단 경로를 구하기 위해서는 다각형의 특성을 잘 고려해야 한다. 본 논문에서는 별형 다각형이나 에지가시 다각형을 포함하는 다각형 부류인 선분가시 다각형에 대해서 삼각분할이나 복잡한 자료구조의 구축 없이 두 점 사이의 최단 경로를 구하는 알고리

즘을 제시한다. 선분가시 다각형에서 다각형 내부를 전부 볼 수 있는 선분을 경비 선분(guard segment) 또는 가시 선분(visible segment)이라고 부른다. 주어진 다각형의 경비 선분은 선형 시간에 구할 수 있다[7].

II. 용어 정의와 기본 성질

다각형 P 를 평면 상에 놓인 단순 다각형(simple polygon)이라고 하자. P 는 점들이 반시계방향으로 주어진 순서 리스트 $(v_0, v_1, \dots, v_{n-1})$ 로 나타낸다. 서술의 편의상, P 의 어떤 세 점도 일직선 상에 있지 않다고 가정한다. 점 v 의 내각이 180° 보다 작으면 볼록 정점이라고 부르고, 180° 보다 크면 오목 정점이라고 부른다. $e_i = (v_i, v_{i+1})$ 은 두 정점 v_i 와 v_{i+1} 을 잇는 에지(edge)를 나타낸다. P 의 정점 v 에서 정점 w 까지 반시계방향으로 따라간 경계선을 v 와 w 사이의 체인(chain)이라고 부르고 $ch(v, w)$ 로 표현한다. 체인 $ch(v, w)$ 의 길이는 체인을 구성하는 에지의 개수를 말한다. 양 끝점을 제외한 체인 $ch(v, w)$ 의 모든 정점이 P 의 볼록 정점이면 볼록 체인이라고 부르고, 오목 정점이면 오목 체인이라고 부른다.

두 점 p 와 q 를 연결하는 경로 $\pi(p, q)$ 를 p 부터 q 까지 순서대로 따라갈 때, 좌회전이 전혀 없거나 또는 우회전이 전혀 없으면 볼록 경로라고 부른다. 두 점 p 와 q 를 지나는 직선을 $l(p, q)$ 로 나타내고, p 와 q 사이의 선분을 $ls(p, q)$ 로 나타낸다.

P 의 체인 $ch(v, w)$ 에 대해서, $ch(v, w)$ 와 연결되어 단순 다각형 P 을 형성하는 볼록 체인 $\tilde{ch}(v, w)$ 가 존재하면 $ch(v, w)$ 를 깔끔한 체인(tidy chain)이라고 정의한다. 앞으로 P 을 $\tilde{P}(v, w)$ 라고 표기한다. 모든 부분 체인 $ch(p, q) \subset ch(v, w)$ 에 대해서, $ch(p, q)$ 와 연결되어 단순 다각형을 형성하는 볼록 체인 $\tilde{ch}(q, p)$ 가 존재하면 $ch(v, w)$ 를 매우 깔끔한 체인(very tidy chain)이라고 정의한다. 이 때, $\tilde{ch}(q, p)$ 는 P 에서의 체인 $ch(q, p)$ 를 대체한 임의의 볼록 체인이고 $\tilde{P}(p, q) \subset \tilde{P}(v, w)$ 인 $\tilde{ch}(w, v)$ 가 존재해야 한다. 다음의 소정리 1은 매우 깔끔한 체인에서의 최단 경로는 항상 볼록 경로가 된다는 것을 보여준다.

소정리 1: P 의 매우 깔끔한 체인 $ch(v,w)$ 에 있는 두 점 p 와 q 사이의 최단 경로 $\pi(p,q)$ 는 $\tilde{P}(v,w)$ 에서 항상 블록 경로이다.

(증명) 만일 $ls(p,q) \subset \tilde{P}(v,w)$ 이면 소정리가 성립한다. 그렇지 않은 경우, $ls(p,q)$ 는 블록 체인 $\tilde{ch}(w,v)$ 와는 교차하지 않으므로 $ch(v,w)$ 와 교차한다. 매우 깔끔한 체인의 정의에 의해 $ch(v,p)$ 와 $ch(q,w)$ 가 $\tilde{P}(p,q)$ 의 내부와 교차하지 않도록 해 주는 블록 체인 $\tilde{ch}(q,p)$ 가 존재한다. 따라서 그러한 $\tilde{ch}(q,p)$ 와 $ls(p,q)$ 로 둘러싸인 영역 R 의 내부에는 $ch(p,q)$ 의 점들만 위치한다(그림 1 참조). 따라서 최단 경로 $\pi(p,q)$ 도 R 에 포함된다. $\tilde{ch}(q,p)$ 는 블록 체인이므로 $\pi(p,q)$ 와 $\tilde{ch}(q,p)$ 는 양 끝 점을 제외하면 서로 만나지 않는다. 그러므로 $\pi(p,q)$ 는 항상 블록 경로이다. □

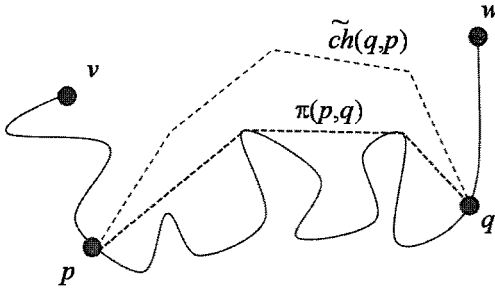


그림 1. 매우 깔끔한 체인과 최단 경로 트리
Figure 1. A very tidy chain and the shortest path tree

매우 깔끔한 체인 $ch(v,w)$ 에 있는 두 점 p 와 q 사이의 최단 경로 $\pi(p,q)$ 를 블록 외피(convex hull)를 구하는 Graham의 알고리즘[8]을 이용하여 구할 수 있다. 점들의 집합에 대한 블록 외피를 구하기 위한 Graham의 알고리즘은 먼저 점들을 각도에 따라 정렬한 다음, Graham's scan이라고 부르는 과정을 수행한다. Graham's scan은 선형 시간에 수행된다. 매우 깔끔한 체인의 정의에 의해 $\pi(p,q)$ 를 구하는 데 있어 $ch(v,p)$ 와 $ch(q,w)$ 의 정점들을 고려할 필요가 없다. 따라서 정렬 단계를 생략하고 $ch(p,q)$ 의 정점들을 차례대로 따라가면서 Graham's scan을 수행하면 $\pi(p,q)$ 가 구해진다. 결과적으로 다음의 정리가 성립한다.

정리 1: $\tilde{P}(v,w)$ 의 매우 깔끔한 체인 $ch(v,w)$ 에 있는 두 점 p 와 q 사이의 최단 경로 $\pi(p,q)$ 는 삼각분할을 수행하지 않더라도 선형 시간에 구할 수 있다.

III. 최단 경로 알고리즘

선분가시 다각형 P 의 주어진 경비 선분이 수평 선분이라고 가정하자. 이 선분을 왼쪽으로 연장할 때 P 의 외부와 처음으로 만나는 점의 바로 오른쪽 점을 a , 오른쪽으로 연장할 때 P 의 외부와 처음으로 만나는 점의 바로 왼쪽 점을 b 라고 하자. a 와 b 는 P 의 경계선 상의 점이다. 선분 $ls(a,b)$ 는 경비 선분을 포함하므로 그 자신도 경비 선분이다. $ls(a,b)$ 와 $ch(a,b)$ 로 둘러싸인 영역들을 R_{DOWN} , $ls(a,b)$ 와 $ch(b,a)$ 로 둘러싸인 영역들을 R_{UP} 이라고 하자(그림 2 참조). P 가 선분가시 다각형이기 때문에 R_{UP} 와 R_{DOWN} 은 각각 $l(a,b)$ 의 위쪽과 아래쪽으로 완전히 분리된다. $ch(a,b)$ 와 $ch(b,a)$ 는 각각 선분 $ls(a,b)$ 로부터 가시적이므로 매우 깔끔한 체인이다. 그러나 임의의 두 정점 v, w 에 대한 $ch(v,w)$ 는 매우 깔끔한 체인이 아닐 경우도 있다. 그림 2에서 $\pi(p,q)$ 는 블록 경로가 아니므로, $ch(p,q)$ 를 포함하는 체인 중에 깔끔하지 않은 체인이 존재한다.

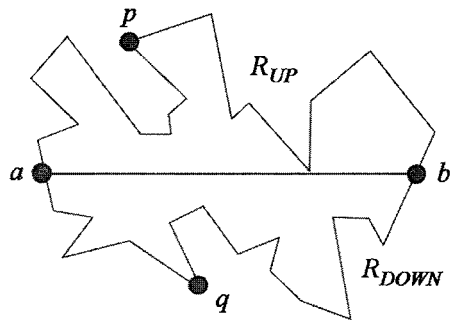


그림 2. 선분가시 다각형
Figure 2. A segment-visible polygon

선분가시 다각형 P 의 두 점 s, t 의 상대적인 위치를 다음과 같이 네 가지 경우로 구분할 수 있다. 편의상 s 의 x 좌표가 t 의 x 좌표보다 작거나 같다고 하자.

Case 1: s, t 가 모두 R_{DOWN} 에 위치한 경우

Case 2: s, t 가 모두 R_{UP} 에 위치한 경우

Case 3: s 는 R_{DOWN} 에, t 는 R_{UP} 에 위치한 경우

Case 4: s 는 R_{UP} 에, t 는 R_{DOWN} 에 위치한 경우

Case 1과 2, Case 3과 4는 서로 대칭이므로 Case 1과 3의 경우만 고려하면 된다. 다음의 소정리 2는 Case 1의 경우 두 점 s 와 t 사이의 최단 경로 $\pi(s, t)$ 는 항상 블록 경로임을 보여준다.

소정리 2: s, t 가 모두 R_{DOWN} 에 위치한 경우, 최단 경로 $\pi(s, t)$ 는 항상 블록 경로이며, 선형 시간에 구해진다.

(증명) 만일 $ls(s, t) \subset P$ 이면, 소정리가 성립한다. 이제, $ls(s, t) \not\subset P$ 라고 하자. $ls(s, t)$ 와 $ch(a, b)$ 와의 교차점 중에서 s 와 가장 가까운 점을 p , t 와 가장 가까운 점을 q 라고 하자. 그리고 s 와 t 를 볼 수 있는 $ls(a, b)$ 상의 점을 각각 s' 와 t' 이라고 하자(그림 3 참조). $ls(s, s')$ 과 $ls(t, t')$ 은 각각 P 에 포함되므로 이 두 선분은 $ch(a, p)$ 또는 $ch(q, b)$ 와 교차하지 않는다. $ls(s, p)$ 와 $ch(p, q)$, $ls(q, t)$ 로 구성되는 체인 $ch'(s, t)$ 라고 할 때, $ch'(s, t)$ 와 $ls(s, s')$, $ls(a, b)$, $ls(t, t')$ 로 한정되는 영역(s' 의 x 좌표가 t' 의 x 좌표보다 작은 경우) 또는 $ch'(s, t)$, $ls(s, z)$, $ls(t, z)$ 로 한정되는 영역(s' 의 x 좌표가 t' 의 x 좌표보다 작지 않은 경우, z 는 $ls(s, s')$ 와 $ls(t, t')$ 의 교차점)을 R 이라고 하자. R 은 P 에 포함되므로 최단 경로 $\pi(s, t)$ 는 R 에 포함된다. 정의에 의해 $ch'(s, t)$ 는 매우 깔끔한 체인이므로 소정리 1과 정리 1에 의해 $\pi(s, t)$ 는 블록 경로이고 선형 시간에 구해진다. □

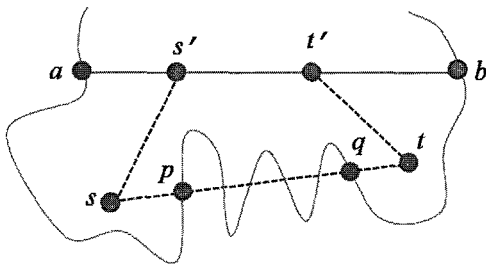


그림 3. 소정리 2의 증명

Figure 3. Illustration for the proof of Lemma 2

이제, Case 3을 살펴보자. 네 개의 최단 경로 $\pi(a, s)$, $\pi(s, b)$, $\pi(b, t)$, $\pi(t, a)$ 는 소정리 2에 의해 모두 블록 경로이고 선형 시간에 구할 수 있다. 다음의 소정리는 이 네 최단 경로 사이의 교차에 관한 성질을 보여준다.

소정리 3: 점 p 가 R_{DOWN} 에 위치한 경우, 두 개의 최단 경로 $\pi(a, p)$ 와 $\pi(p, b)$ 는 p 에서만 교차한다.

(증명) 만일 $\pi(a, s)$ 와 $\pi(s, b)$ 가 p 또는 p 에 부속된 선분 이외의 점에서 교차하면 p 는 $ls(a, b)$ 로부터 가지적이지 않다. 이것은 다각형 P 가 선분가지 다각형이라는 사실에 위배된다. 이제, p 에 부속된 선분이 $\pi(a, s)$ 와 $\pi(s, b)$ 의 교차 영역이라고 하자. P 의 어떤 세 정점도 일직선 상에 있지 않다고 가정했기 때문에 p 는 P 의 내부에 위치한 점이다. 그러면 p 를 중심으로 하는 작은 원의 내부에는 반드시 $ls(a, b)$ 로부터 가지적이지 않은 P 내부의 점이 존재한다. 따라서 P 가 선분가지 다각형이라는 사실에 위배되므로, 소정리는 성립한다. □

소정리 3의 증명과 같은 방식으로 p 가 R_{UP} 에 위치한 경우에 두 개의 최단 경로 $\pi(b, t)$ 와 $\pi(t, a)$ 가 p 에서만 만난다는 것을 보일 수 있다. 다음의 소정리 4는 Case 3의 경우 최단 경로 $\pi(s, t)$ 가 $\pi(a, s)$ 와 $\pi(s, b)$, $\pi(t, a)$, $\pi(b, t)$ 를 사용하여 구할 수 있음을 보여준다. 먼저, 두 점 s 와 t 를 잇는 선분 $ls(s, t)$ 와 이들 네 최단 경로와 교차 여부를 다음과 같이 네 가지 경우로 구분하자(그림 4 참조).

Case 3-1: $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, s)$ 가 s 이외의 점에서도 만나고 $ls(s, t)$ 와 $\pi(t, a)$ 가 t 이외의 점에서도 만나는 경우

Case 3-2: $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, s)$ 가 s 이외의 점에서도 만나고 $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, t)$ 가 t 에서만 교차하는 경우

Case 3-3: $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, t)$ 가 t 이외의 점에서도 만나고 $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, s)$ 가 s 에서만 교차하는 경우

Case 3-4: $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, s)$ 가 s 에서만 만나고 $ls(s, t)$ 와 $\pi(a, t)$ 가 t 에서만 만나는 경우

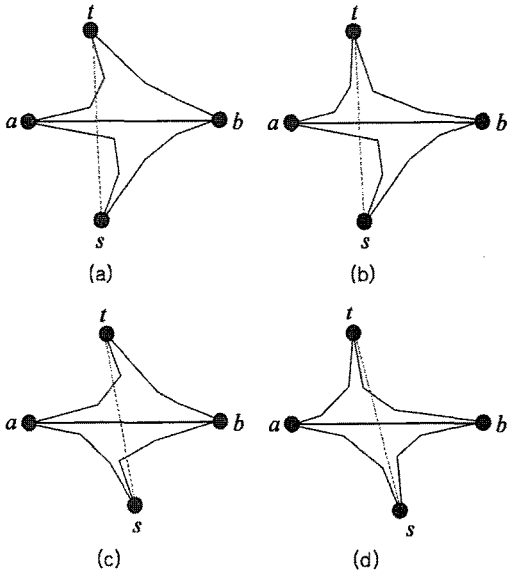


그림 4. Case 3의 소분류

(a) Case 3-1 (b) Case 3-2 (c) case 3-3 (d) Case 3-4

Figure 4. Classification of Case 3

(a) Case 3-1 (b) Case 3-2 (c) case 3-3 (d) Case 3-4

소정리 4: 점 s 는 R_{DOWN} 에, t 는 R_{UP} 에 위치한 경우의 최단 경로 $\pi(s,t)$ 는 $\pi(a,s)$, $\pi(s,b)$, $\pi(a,t)$, $\pi(t,b)$ 를 사용하여 선형 시간에 구할 수 있다.

(증명) 위에서 구분한 경우들에 대해 각각 소정리가 성립함을 보인다.

Case 3-1의 경우, 소정리 4에 의해 $ls(s,t)$ 는 $\pi(s,b)$, $\pi(b,t)$ 와 각각 점 s 와 t 에서만 만나기 때문에 $\pi(s,t)$ 를 구하는데 $\pi(s,b)$ 와 $\pi(b,t)$ 를 무시해도 된다. 두 볼록 경로를 합친 경로는 매우 깔끔한 체인에 해당하므로, $\pi(s,t)$ 는 볼록 경로로서 다음과 같이 구해진다. $\pi(a,s)$ 와 $\pi(t,a)$ 의 공통 접선을 L 이라고 하고, L 과 $\pi(a,s)$, $\pi(t,a)$ 의 교차점을 각각 s' , t' 이라고 하자. 그러면 $\pi(s,t)$ 는 $\pi(s,s') \cup ls(s',t') \cup \pi(t',t)$ 이다.

Case 3-2의 경우, 소정리 4에 의해 $\pi(s,b)$ 는 $ls(s,t)$ 와 s 에서만 만나므로, $\pi(s,t)$ 를 구축하는데 $\pi(s,b)$ 와 $\pi(a,t)$ 를 무시해도 된다. 따라서 $\pi(s,t)$ 는 $\pi(a,s)$ 와 $\pi(b,t)$ 에 의해 구해진다. $\pi(a,s)$ 와 $\pi(b,t)$ 를 볼록 다각형으로 간주할 때, 두 볼록 다각형의 공통 접선을

$l(s'',t'')$ 라고 하면 $\pi(s,t)$ 는 $\pi(s,s'') \cup l(s'',t'') \cup \pi(t'',t)$ 이다.

Case 3-3의 경우는 Case 3-2와 대칭이므로 $\pi(s,b)$ 와 $\pi(t,a)$ 를 사용하여 $\pi(s,t)$ 를 구할 수 있다.

Case 3-4의 경우, $\pi(s,t)$ 를 구축하는데 $\pi(a,s)$ 와 $\pi(t,a)$ 를 무시해도 되므로, Case 3-1과 같은 방식으로 $\pi(s,b)$ 와 $\pi(b,t)$ 를 사용하여 $\pi(s,t)$ 를 구할 수 있다.

볼록 다각형과 직선과의 교차점을 구하는 것과 두 볼록 다각형의 공통 접선을 구하는 것은 모두 정점의 총 개수에 대한 로그 시간에 구할 수 있다[6]. 따라서 $\pi(s,t)$ 는 선형 시간 내에 구해진다. □

소정리 3,4의 증명은 그 자체가 알고리즘을 내포하고 있다. 이를 통해 다음의 정리 2가 성립한다.

정리 2: 선분가시 다각형 P 내부의 두 점 사이의 최단 경로는 선형 시간에 구해진다.

IV. 결론과 연구 과제

본 논문에서는 선분가시 다각형의 두 점 사이의 최단 경로를 구하는 선형 시간 알고리즘을 제시했다. 최단 경로를 구하는 기존의 알고리즘은 매우 복잡한 과정으로 알려진 삼각분할을 전처리과정으로 수행해야 한다. 따라서 이론적으로는 최적인 선형 시간에 수행되지만, 실제적으로는 구현이 어려울 뿐만 아니라 입력의 크기가 매우 크지 않은 한 수행 시간이 효율적이지 못하다. 본 논문에 제시한 알고리즘은 전처리과정으로 삼각분할을 수행하지 않을 뿐만 아니라 볼록 외피 구축 등 단순한 연산만을 사용하여 선분가시 다각형 내부의 최단 경로를 구하기 때문에, 기존의 방법보다 구현이 쉬우면서 수행 속도도 빠르다.

앞으로의 연구 과제는 다각형의 특성을 고려한 간단 하면서 빠른 최단 경로 알고리즘을 L-가시 다각형, 단조 다각형 등의 여러 다각형 부류에 대해서 연구하는 것이다.

참고문헌

- [1] R. Inkulu and S. Kapoor, "Planar Rectilinear Shortest Path Computation Using Corridors, " *Computational Geometry*, Vol 42, No. 9, pp. 873-884, 2009.
- [2] S.-Q. Xin and G.-J. Wang, "Efficiently Determining a Locally Exact Shortest Path on Polyhedral Surfaces," *Computer-Aided Design*, Vol. 39, No. 12, pp. 1081-1090, 2007.
- [3] R. Khosravi and M. Ghodsi, "Shortest Paths in Simple Polygons with Polygon-Meet Constraints," *Information Processing Letters*, Vol. 91, No. 4, pp. 171-176, 2004.
- [4] L. Guibas, J. Hershberger, D. Leven, M. Shrir, and R. Tarjan, "Linear Time Algorithm for Visibility and Shortest Path Problems inside Triangulated Simple Polygons," *Algorithmica*, Vol. 2, No. 1-4, pp. 209-233, 1987.
- [5] B. Chazelle, "Triangulating a Simple Polygon in Linear Time," *Discrete Comput. Geom.*, Vol. 6, No. 1, pp. 485-524, 1991.
- [6] J. O'rouke, *Art Gallery Theorems and Algorithms*, Oxford Univ. Press, 1987.
- [7] B. K. Bhattacharya, G. Das, A. Mukhopadhyay, and G. Narasimhan, "Optimally Computing a Shortest Weakly Visible Line Segment inside a Simple Polygon," *Comput. Geom. Theory and Applications*, Vol. 23, No. 1, pp. 1-29, 2002.
- [8] R. L. Graham, "An Efficient Algorithm for Determining the Convex Hull of a Finite Planar Set," *Inform. Process. Lett.*, Vol. 1, No. 4, pp. 132-133, 1972.
- [9] F.P. Preparata and M. I. Shamos, *Computational Geometry: An Introduction*, Springer-Verlag, 1985.

저자소개



김수환 (Soo-Hwan Kim)

1987년 서울대학교
계산통계학과(이학사)
1989년 한국과학기술원
전산학과(공학석사)

1995년 한국과학기술원 전산학과(공학박사)
1992~현재 부산외국어대학교 임베디드IT학과 교수
※관심분야: 순차 및 병렬 알고리즘, 계산기하학, 영상 처리