BRZ

Eingabe:
  Ein Polyeder $P \subset \mathbb{R}^3$
  orientierte, planare, disjunkte
  Polygone $P_1, ..., P_n \subset \mathbb{R}^3$
Ausgabe:
  Ein RZB fuer $P_1, ..., P_n$

  k $\leftarrow$ 1
  for i = 1,...,n
  $Q_k \leftarrow P_i \cap P$
  falls $Q_k \neq \emptyset$
    k $\leftarrow$ k + 1
l $\leftarrow$ 1
falls $\exists j : Q_j$ zerlegt P
  l $\leftarrow$ j
Wurzel $leftarrowQ_l$

  $\vdots$ // rekursiver Aufruf mit Haelften

Dualität

$$\mathbf{u}^t\mathbf{x} = 1,\ \mathbf{u} \in \mathbb{R}^n$$

$$\mathbf{u}* := \{\mathbf{x} \in A | \mathbf{u}^t\mathbf{x} = 1\} \text{ heißt Hyperebene}$$

$\mathbf{u} \in A$ wird der zu $\mathbf{u}*$ *duale Punkt* genannt. $\mathbf{x}*$ die zum Punkt $\mathbf{x}$ *duale HE.*

$A* := \{\mathbf{x}* | \mathbf{x} \in A\}$ ist der *Dualraum* zu A. $\mathbf{u}^t\mathbf{x} \leq 1,\ \mathbf{u} \neq 0$ bildet den *Halbraum* $\mathbf{u}^{\leq}$.

Satz.: $[[M]] :=$ closure $[M]$

$$M_p := \{\mathbf{u} | M \subset \mathbf{u}^{\leq}\} \text{ Polarmenge von } M$$

$$M_{pp} = \{\mathbf{x} | M_p \subset \mathbf{x}^{\leq}\} = [[M]]$$

Konvexe Hüllen

$$M \subset A \text{ heißt konvex } :\Leftrightarrow$$
$$\forall \mathbf{a}, \mathbf{b} \in M \forall t \in [0, 1] :$$
$$\mathbf{x} := \mathbf{a}(1 - t) + \mathbf{b}t \in M$$

Def.: $[M] :=$ konv $M =$ konv Hülle M

PLEDGE–STRATEGIE
Solange R $\in$ L
  gehe vorwaerts,
  bis Wand kontaktiert wird

  gehe links der Wand,
  bis $\notin$ L oder $\phi = 0$

Drehwinkel immer im Vergleich zur Ausgangsposition. Immer Aufsummieren $\Rightarrow$ mehr als 2π möglich. Wenn $\phi = 0$ bleibt R nicht stehen, sondern geht geradeaus.

Polygone

Polygonzug: $P : p_1, ..., p_m, p_i$ Ecken

P geschlossen $\Leftrightarrow p_1 = p_m$

P einfach $\Leftrightarrow$ Kanten schneiden sich nicht

planares Gebiet$\hat{=}$einfaches Polygon $\Leftrightarrow$ Rand einf. Polygonzug

WANZE
Solange $\mathbf{r} \neq \mathbf{z}$
  lauf in Richtung $\mathbf{z}$
  bis $\mathbf{r} = \mathbf{z}$ oder $\exists i : \mathbf{r} \in P_i$
  falls $\mathbf{r} \neq \mathbf{z}$
    umlaufe P_i und suche
    ein $\mathbf{q} \in \min_{\mathbf{x} \in P_i} ||\mathbf{x} - \mathbf{z}||_2$
    gehe zu $\mathbf{q}$

Bewegung von WANZE kann mit z, l, r beschrieben werden. $\exists$ universelles Steuerwort.

Suche in Polygonen

Bem.: nicht kompetitiv, aber $\exists$ Strategien für die gilt $\frac{l}{d} \in O(\#$ Ecken von $P)$.

Es gibt nur einen kürzesten Weg von $\mathbf{s}$ nach $\mathbf{z}$, dessen Ecken außer $\mathbf{s}$ und $\mathbf{z}$ nur Ecken von P sind.

Kompetitivität

Problem P, Eingabemenge E, Algorithmus A. $k_{opt} : E \rightarrow N$ und $k_A : E \rightarrow N$ Größe der optimalen und der mit A berechneten Lsg.

Falls $k_A \leq a + ck_{opt} \forall$ Eingaben E, heißt A c-kompetitiv.

TUERSUCHE
i $\leftarrow$ 1
Bis Tuer gefunden
  gehe i Meter der Wand entlang
  und zurueck (Laufrichtung aendert sich)
  (1) i = i + 1 // nicht kompetitiv
  (2) i = 2 * i // 9-kompetitiv

Bsp.: Competitivitätsbeweis

$$\begin{aligned} \text{Weglänge } &\leq 2 \sum_{i=0}^{n+1} 2^i + 2^{n+\delta} \\ &\leq 2^{n+3+\delta} + 2^{n+\delta} \\ &\leq 9 * 2^{n+\delta} \end{aligned}$$

Sternsuche
$\forall i \in \mathbb{N}_0 : f_i \leftarrow \left(\frac{m}{m-1}\right)^i$
$i \leftarrow 0$
Bis $\mathbf{z}$ gefunden
  gehe f_i Einheiten auf $H_{i \bmod m}$
  entlang und zurueck
  $i \leftarrow i + 1$

$$\begin{aligned} \text{Kompetitivität: } c &:= 2m\left(\frac{m}{m-1}\right)^{m-1} + 1 \\ &= 2m\left(1 + \frac{1}{m-1}\right)^{m-1} + 1 < 2me + 1 \end{aligned}$$