

1 Bewegungsplanung bei unvollständiger Information

1.1 Ausweg aus einem Labyrinth

1.1.1 Pledge-Strategie

Input: polygonales Labyrinth L, Roboter R, Drehwinkel $\varphi \in \mathbb{R}$
Output: Ausweg aus Labyrinth falls möglich, ansonsten Endlosschleife

- While $R \in L$
 - gehe vorwärts, bis $R \notin L$ oder Wandkontakt
 - gehe links der Wand, bis $R \notin L$ oder $\varphi = 0$

1.2 Zum Ziel in unbekannter Umgebung

1.2.1 Wanze (Bug)

Input:

- P_1, \dots, P_n disj. einf. zsh. endl. poly. Gebiete aus \mathbb{R}^2
- $\mathbf{s}, \mathbf{z} \in \mathbb{R}^2 \setminus \bigcup_{i=1}^n P_i$
- R Roboter mit Position \mathbf{r}

Output:

- While $\mathbf{r} \neq \mathbf{z}$
 - laufe in Richtung \mathbf{z} bis $\mathbf{r} = \mathbf{z}$ oder $\exists i: \mathbf{r} \in P_i$
 - If $\mathbf{r} \neq \mathbf{z}$
 - umlaufe P_i und suche ein $\mathbf{q} \in \arg \min_{\mathbf{x} \in P_i} \|\mathbf{x} - \mathbf{z}\|_2$
 - gehe zu \mathbf{q}

terminiert.

Universales Steuerwort: Führt für alle Startpunkte zum geg. Ziel. (ungültige Befehle werden ignoriert)

1.3 Behälterproblem (bin packing)

Maximale Füllmenge h , verteile Zahlenmenge auf möglichst wenige Behälter. NP-hart.

First fit

- $B_1, \dots, B_m \leftarrow \emptyset$
- For $i = 1, \dots, m$
 - Bestimme kleinstes j mit $b_i + \sum_{b \in B_j} b \leq h$
 - Füge b_i zu B_j hinzu

2-kompetitiv

Falls $k_A \leq a + ck_{min}$ für alle Eingaben, heißt A c-kompetitiv.

Türsuche

- Wähle Erkundungstiefen $f_i > 0$ für $i \in \mathbb{N}$
- For $i := 1$ to ∞ (stoppe, wenn Tür gefunden)
 - gehe f_i Meter die Wand entlang und zurück
 - wechsle Laufrichtung

$d := \text{dist}(\mathbf{s}, \text{Tür}) = f_n + \varepsilon \in (f_n, f_{n+1}]$
Legt $L = 2 \sum_{i=0}^n f_i + d$ zurück (oder $n+1$)
 $L \in \Theta(n^2) = \Theta(d^2)$
Bestmöglich: 9-kompetitiv (z.B. für $f_i = 2^i$)

1.4 Sternsuche

Gleich Türsuche, nur mit mehr als zwei Wänden (Halbgeraden).
Bestmöglich: Für $f_i = (\frac{m}{m-1})^i$ ist Sternsuche c-kompetitiv mit $c := 2m(\frac{m}{m-1})^{m-1} + 1 < 2me + 1$

1.5 Suche in Polygonen

Roboter R sucht Weg in polygonalem Gebiet P mit n Ecken von \mathbf{s} nach \mathbf{z} .
Weglängen: gefunden: l , kürzest: d
Strategie existiert mit $\frac{l}{d} \in O(n)$
Baum der kürzesten Wege (BkW) (Blätter sind Polygonecken)

2 Konvexe Hüllen

2.1 Dualität

$\mathbf{x} := [1 \ \bar{x}]$, $\bar{\mathbf{x}} \in \mathbb{R}^d$ bilden affinen Raum A^d .
 $\mathbf{u}^t \mathbf{x} := [u_0 \ u_1 \ \dots \ u_d] \cdot [1 \ x_1 \ \dots \ x_d] \geq 0$
 \mathbf{u} bezeichnet Halbraumvektor und \mathbf{x} einen seiner Punkte
Nur betrachtet mit $(1 \ 0 \ \dots \ 0)^t$ im Inneren, d.h. $u_0 > 0$, normiert $u_0 = 1$.
 \mathbf{u}^* ist dual zu \mathbf{u} und bezeichnet den Halbraum.
 $\mathbf{x} \in \mathbf{u}^* \Leftrightarrow \mathbf{u} \in \mathbf{x}^*$ (Dualität)

2.2 Konvexe Mengen

Verbindungsstrecke
 $\mathbf{x} := \mathbf{a}(1-t) + \mathbf{b}t$, $t \in [0, 1]$ wird genannt \mathbf{ab} .
 $M \subset A$ ist konvex wenn sie zu je zwei ihrer Punkte auch die Verbingungsstrecke enthält.
Konvexe Hülle $[M]$ von M ist Schnitt aller konvexen Obermengen.
Ist $M \subset A$ bilden alle Halbräume, die M enthalten, eine konvexe Menge im Dualraum.
Ist $M^* \subset A^*$ eine Halbraummenge, bilden alle Punkte, die in allen $m^* \in M^*$ enthalten sind, eine konvexe Menge im Primalraum A .

2.3 Konvexe Polyeder P

ist Schnitt endlich vieler Halbräume.
Rand ∂P ; Facetten darauf.
Jede Facette liegt auf Rand eines Halbraums (FHR)
P ist konvexe Hülle seiner Eckenmenge
Ist P ein konvexes Polyeder mit den Ecken $\mathbf{p}_1, \dots, \mathbf{p}_e$ und den FHRen $\mathbf{u}_1^*, \dots, \mathbf{u}_f^*$, hat die Menge $U^* := \{\mathbf{u}^* | \mathbf{u}^* \supset P\} \subset A^*$ die Ecken $\mathbf{w}_1^*, \dots, \mathbf{w}_f^*$ und die FHRe $\mathbf{p}_1, \dots, \mathbf{p}_e$. Dual ausgedrückt heißt das, dass die Menge $U := \{\mathbf{u} | \mathbf{u}^* \supset P\} \subset A$ die Ecken \mathbf{w}_i und die FHRe \mathbf{p}_i^* hat.
Polyeder P und $U \subset A$ heißen dual zueinander.

2.4 Euler: Knoten, Kanten, Facetten

v Knoten, e Kanten, f Seiten
Eulers Formel: $v - e + f = 2$

2.5 Datenstruktur für Netze

Für jede Ecke \mathbf{p} :

- Koordinaten von \mathbf{p}
- Liste von Zeigerpaaren: die ersten Zeiger im Gegenuhrzeigersinn auf alle Nachbarn von \mathbf{p}

Sind $\mathbf{p}, \mathbf{q}, \mathbf{r}$ im GUS geordnete Nachbarn einer Facette und weist der 1. Zeiger eines Paares auf \mathbf{q} , zeigt der 2. Zeiger indirekt auf \mathbf{r} . Er weist auf das Zeigerpaar von \mathbf{q}

2.6 Konvexe Hülle

Input: $P := (\mathbf{p}_1, \dots, \mathbf{p}_n) \subset A^3$
Output: $[P]$

- Verschiebe P sodass Ursprung in P liegt
- $U_4 \leftarrow \mathbf{p}_1^* \cap \dots \cap \mathbf{p}_4^*$
- For $i = 5, \dots, n$
 - (falls $U_4 \subset \mathbf{p}_i^*$, markiere \mathbf{p}_i als gelöscht
 - sonst verknüpfe \mathbf{p}_i bidirektional mit einem Knoten von $U_4 \notin \mathbf{p}_i^*$
- For $i = 5, \dots, n$
 - $U_i \leftarrow U_{i-1} \cap \mathbf{p}_i^*$
 - ...zeug
- Dualisiere, verschiebe und gib $\bigcap_{\mathbf{u} \in U} \mathbf{u}^* - \mathbf{v}$ aus

3 Distanzprobleme

3.1 Voronoi-Gebiet

eines der Punkte \mathbf{p}_i ist $V_i = \{\mathbf{x} \in \mathbb{R}^2 | \forall j = 1, \dots, n: \|\mathbf{x} - \mathbf{p}_i\|_2 \leq \|\mathbf{x} - \mathbf{p}_j\|_2\}$
 V_i ist konvex da Schnitt der Halbebenen.
Voronoi-Kreis (Punkte des Schnitts von drei Voronoi-Gebieten) ist leer.

3.2 Delaunay-Triangulierung

Delaunay-Triangulierung $D(P)$ einer Punktmenge P hat Kantenmenge $\{\mathbf{p}_i \mathbf{p}_j | V_i \cap V_j \text{ ist Kante des Voronoi-Diagramms } V(P)\}$.
Ist der zu $V(P)$ duale Graph.
Die Gebiete von $D(P)$ sind disjunkte Dreiecke und zerlegen die konvexe Hülle $[P]$

3.2.1 Eigenschaften

Umkreise der Dreiecke sind leer
Paraboloid-Eigenschaft:
Sei $Z(x, y) = x^2 + y^2$.
Projiziert man den unteren Teil der konvexen Hülle $\{[\left(\begin{smallmatrix} \mathbf{p}_i \\ Z(\mathbf{p}_i) \end{smallmatrix}\right) | i = 1, \dots, n]\}$ orthogonal auf die xy-Ebene, erhält man $D(P)$
 $D(P)$ kann mit *Konvexe Hülle* und mittlerem Aufwand $O(n \log n)$ berechnet Werden
Kanten einer Triangulierung von Q sind konvex (Tal) oder konkav (Berg), ersetze sukzessiv in konkave durch konvexe Kanten

Winkелеigenschaft: Der kleinste Winkel in jedem Viereck ist größer bei DT als bei jeder anderen Triangulierung

jeder Punkt \mathbf{p}_i ist mit nächstem Nachbarn durch Kante in $D(P)$ verbunden \rightarrow nächste Nachbarn aller \mathbf{p}_i können in $O(n)$ bestimmt werden

minimale Spannbäume von P liegen auf $D(P)$ (findbar mit Kruskal (greedy))

Rundweg um minimalen Spannbaum ist 2-kompetitiv zu kürzestem Rundweg.

4 Stationäre Unterteilung für Kurven

4.1 Kardinale Splines

$N^0(u) := \begin{cases} 1, & u \in [0, 1) \\ 0, & \text{sonst} \end{cases}$
 $N^n(u) := \int_{u-1}^u N^{n-1}(t) dt$
 $N^n(u) \begin{cases} = 0, & u \notin [0, n+1) \\ > 0, & u \in (0, n+1) \end{cases}$

4.2 Symbole

Dopplungsmatrix: $\alpha_0(z) = 1 + z$
Mittelungsmatrix: $(z) = (1 + z)/2$
Lane-Riesenfeld-Algorithmus:
 $\alpha_n(z) = \frac{(1+z)^{n+1}}{2^n}$, Differenz:
 $\beta(z) = \alpha_{n-1}(z)/2$
Chaikin: $\alpha_1(z) = \frac{1}{2}(1+z)^2$
Unterteilungsgleichung:
 $\alpha(z) * c(z^2) = b(z)$
Differenzenschema zu einem $\alpha(z)$:
 $\beta(z) = \frac{\alpha(z)}{1+z}$ (Polynomdivision).
Existiert nur wenn $\alpha(z)$ den Faktor $(1+z)$ hat, bzw. wenn $\alpha(-1) = \sum_{j \in \mathbb{Z}} \alpha_{2j} - \sum_{j \in \mathbb{Z}} \alpha_{2j+1} = 0$
Für konvergentes $\alpha(z)$ gilt $\sum_{j \in \mathbb{Z}} \alpha_{2j} = \sum_{j \in \mathbb{Z}} \alpha_{2j+1} = 1$
Ableitungsschema: $2 * \alpha(z)/(1+z)$
Existiert das r-te Ableitungsschema von und ist konvergent, konvergieren alle durch erzeugten Folgen $(c^m)_{m \in \mathbb{N}}$ gegen r-mal stetig differenzierbare Funktionen.
Unterteilungsschema konvergent \leftrightarrow Differenzenschema Nullschema
konvergent: für jede Maske ist die Summe der Gewichte 1

5 Unterteilung für Flächen

Matrix $C = \mathbf{c}_{z^2}$ hat das Symbol $\mathbf{c}(\mathbf{x}) := \mathbf{c}(x, y)$
 $:= \sum_{i \in \mathbb{Z}} \sum_{j \in \mathbb{Z}} \mathbf{c}_{ij} x^i y^j$
 $:= \sum_{i \in \mathbb{Z}^2} \mathbf{c}_i \mathbf{x}^i$
Seien U, V
Unterteilungsalgorithmen mit Symbol $\alpha(x), \beta(x)$
Das Unterteilte Netz $B := \mathbf{b}_{z^2} := UCV^t$ hat das Symbol $\mathbf{b}(x, y) := \alpha(x)\mathbf{c}(x^2, y^2)\beta(y)$
 $\gamma(x, y) := \alpha(x)\beta(y)$ ist das Symbol des *Tepus*(U, V) mit der Unterteilungsgleichung $\mathbf{b}(\mathbf{x}) = \gamma(\mathbf{x})\mathbf{c}(\mathbf{x}^2) \quad \mathbf{b}_i = \sum_{\mathbf{k} \in \mathbb{Z}^2} \gamma_{i-2\mathbf{k}} \mathbf{c}_{\mathbf{k}}$
 $\mathbf{x}^2 = (x^2, y^2)!$
Verfeinerungsschema (U_1, U_1) :
 $\gamma(x, y) :=$

$$\frac{1}{4} [1 \ x \ x^2] \begin{bmatrix} 1 \\ 2 \\ 1 \end{bmatrix} \cdot [1 \ 2 \ 1] \begin{bmatrix} 1 \\ y \\ y^2 \end{bmatrix}$$

6 Wavelets 1D

geg: $s(u) = \sum_{i=0}^{2^m-1} c_i^m * N_i^0(2^m * u)$
oder $s = \sum_{i=0}^{2^{m-1}-1} (c_i^{m-1} B_i^{m-1} + d_i^{m-1} W_i^{m-1})$

Zerlegung

- For k = m-1, ..., 0
 - For i = 0, ..., $2^k - 1$
 - $c_i^k = 0.5 * (c_{2i}^{k+1} + c_{2i+1}^{k+1})$
 - $d_i^k = 0.5 * (c_{2i}^{k+1} - c_{2i+1}^{k+1})$

Ausgabe:

$$s = c_0^0 * B_0^0 + \sum_{i=0}^{2^0-1} d_i^0 * W_i^0 + \dots + \sum_{i=0}^{2^{m-1}-1} d_i^{m-1} * W_i^{m-1}$$
$$B_i^k = N_i^0(2^k * u)$$

Rekonstruktion

- For k = 0...m-1
 - For i = 0... $2^k - 1$
 - $c_{2i}^{k+1} = c_i^k + d_i^k$
 - $d_{2i+1}^{k+1} = c_i^k - d_i^k$

7 Wavelets 2D

$s(x, y) = \sum_{i,j=0}^{2^m-1} c_{ij}^m * B_i^m(x) * B_j^m(y)$

Zerlegung^2 (Spalte erster Index!)

- Für k = m-1...0
 - Für i,j = 0...2^k - 1
$$c_{ij}^k = 0.25 * (c_{2i,2j}^{k+1} + c_{2i+1,2j}^{k+1} + c_{2i,2j+1}^{k+1} + c_{2i+1,2j+1}^{k+1})$$
$$d_{ij}^k = 0.25 * (+ - + -)$$
$$e_{ij}^k = 0.25 * (+ + - -)$$
$$f_{ij}^k = 0.25 * (+ - - +)$$

Beachte auch: in der nächsten Matrix sind die c_{ij} nur in den 4er Feldern jeweils links oben! Rekonstruktion^2 analog zu Zerlegung^2, jedoch mit Faktor 4 statt 0.25 und c, d, e, f, ergeben jeweils (2i,2j), (2i+1,2j) usw.

8 Flussmaximierung

Flussnetzwerk $F := (G = (V, E), q \in V, s \in V, k : V^2 \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0})$
Graph zusammenhängend (für jeden Knoten ex. Weg von q zu s), $|E| \geq |V| - 1$
Fluss $f : V^2 \rightarrow \mathbb{R}$ mit $f \leq k$
 $\forall x, y \in V : f(x, y) = -f(y, x)$
 $\forall x \in V \setminus \{q, s\} : \sum f(x, V) := \sum_{y \in V} f(x, y) = 0$
Residualgraph $G_f := (V, E_f := \{e \in V^2 | f(e) < k(e)\})$
Residualnetz
 $F_f := (G_f, q, s, k_f := k - f)$

8.1 Methoden

8.1.1 Ford-Fulkerson (naiv)
solange es einen Weg $q \rightsquigarrow s$ in G_f gibt, erhöhe f maximal über diesen Weg.

8.1.2 Edmonds-Karp
=FF, erhöhen immer längs eines kürzesten Pfades in G_f

8.1.3 Präfluss-Pusch
Präfluss-Eigenschaft Fluss mit Rein-Raus ≥ 0
Höhenfunktion $h(q) = |V|$, $h(s) = 0$, (x, y) in E_f : $h(x) - h(y) \leq 1$
Push(x,y) schiebe mögliches Maximum (ü und k beachten!) über Kante
Pushbar(x,y) $x \in V \setminus \{q, s\}$ und $h(x) - h(y) = 1$ und $\ddot{u}(x) > 0$ und $(x, y) \in E_f$
Lift(x)
 $h(x) \leftarrow 1 + \min_{(x,y) \in E_f} h(y)$
Liftbar(x) $x \in V \setminus \{q, s\}$ und $\ddot{u}(x) > 0$ und $h(x) \leq \min_{(x,y) \in E_f} h(y)$

Präfluss-Push:

- $h(x) \leftarrow$ if $x = q$ then $|V|$ else 0
- $f(x, y) \leftarrow$ if $x = q$ then $k(x, y)$ else 0

8.1.4 An-Die-Spitze

Leere(x)

- while $\ddot{u}(x) > 0$
 - if $i_x \leq Grad(x)$
 - if pushbar($x, n_x(i_x)$) :
push($x, n_x(i_x)$)
sonst: $i_x \leftarrow i_x + 1$
 - else
Lift(x), $i_x \leftarrow 1$

L ist Liste aller $x \in V \setminus \{q, s\}$ mit x vor y falls pushbar(x,y)
 $n_x(i)$ ($1 \leq i \leq Grad(x)$) sind Nachbarn von x (auch Gegenrichtung)
 i_x ist Zähler (alle $n_x(i)$ mit $i \leq i_x$ nicht pushbar)

An die Spitze

- Initialisiere f und h wie bei *Präfluss-Push*
- $\forall x \in V : i_x \leftarrow 1$
- Generiere L
- $x \leftarrow Kopf(L)$
- while $x \neq NIL$
 - Leere(x)
Falls $h_{alt} < h(x)$, setze x an Spitze von L
 - $x \leftarrow$ Nachfolger von x in L

9 Zuordnungsprobleme

9.1 Paaren in allgemeinen Graphen
Alternierender Weg ist *maximal*, wenn er nicht Teil eines längeren alternierenden Weges ist.
→ Maximale Paarung kann durch sukzessive Vergrößerung gefunden werden

9.2 Berechnung vergrößernder Wege
Vergrößernder Weg

- Input: G und P, Output: Vergrößernder Weg für P
- $h(x) \leftarrow 0$ wenn x frei, -1 wenn x gebunden
- Solange kein vergrößernder Pfad gefunden und gibt ununtersuchte Kante $\langle x, y \rangle$ mit $h(x) \in 2\mathbb{N}_0$
- if $h(y) = -1$
- **unwichtig**

9.3 Maximal gewichtete Paarungen
Berechnung möglich in $O(|V|^3)$ bzw. $O(|V| \cdot |E| \log |V|)$

10 Minimale Schnitte

Sei

- $\bar{G} := (V, \bar{E}), \bar{E} := \{\langle x, y \rangle | \langle y, x \rangle \in \langle x, y \rangle \in E\}$
- $k : V^2 \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}, k(x, y) :=$ if $\langle x, y \rangle \in E$ then $\gamma(\langle x, y \rangle)$ else 0
- $x, z \in V$ beliebig

Berechne maximalen Fluss
→ $A := \{y | \exists \text{ Pfad } x \rightsquigarrow y \text{ in } \bar{G}_f\}$ und $B := V \setminus A$ bilden minimalen xz-Schnitt ($x \in A, z \in B$)
Gewicht des Schnitts = Wert des Flusses
kleinster xz-Schnitt in G lässt sich mit Flussmaximierung in $O(|V|^4)$ berechnen
(es existieren Algorithmen in $O(|V|^2 \log |V| + |V||E|)$)

10.1 Zufällige Kontraktion

ggf. todo
Monte-Carlo-Algorithmus = stochastischer Algorithmus, kann falsche Ergebnisse liefern
Las-Vegas-Algorithmus = stoch. Algo., immer richtig

10.2 Rekursive Kontraktion IV Optimierungsalgorithmen

11 Kleinste Kugeln

Für jede Punktmenge P ist die kleinste Kugel $K(P) \supset P$ eindeutig.

11.1 Algorithmus von Welzl

$K(P, R)$ ist Kugel die P enthält und R auf der Oberfläche hat

Welzl

- Input: $P, R \subset \mathbb{R}^d$, $K(P, R)$ exist., P,R endlich
- if $P = \emptyset$ or $|R| = d + 1$
 $C \leftarrow K(R)$
- else wähle **p** $\in P$ zufällig
 $C \leftarrow \text{Welzl}(P \setminus \{p\}, R)$
if **p** $\notin C$
 $C \leftarrow \text{Welzl}(P \setminus \{p\}, R \cup \{p\})$
- Gib C aus

12 Lineare Programmierung

12.1 Lineare Programme
LP ist $z(\mathbf{x}) := \mathbf{z}\mathbf{x} = \max!$, $\mathbf{A}\mathbf{x} \geq \mathbf{a}$, wobei $\mathbf{z}, \mathbf{x} \in \mathbb{R}^d, \mathbf{A} \in \mathbb{R}^{n \times d}, \mathbf{a} \in \mathbb{R}^n$, und $\mathbf{z}\mathbf{x} := \mathbf{z}^t \mathbf{x}$
d ist die Dimension des linearen Programms.
Die Ungleichungen $\mathbf{A}\mathbf{x} \geq \mathbf{a}$ repräsentieren den Schnitt S von n Halbräumen, der *Simplex* genannt wird.
Die Punkte $\mathbf{x} \in S$ heißen *zulässig*.
Die Ecken von S liegen je auf d Hyperebenen (d Gleichungen des Gleichungssystems).

- Simplexalgorithmus: Iterativ Ecken entlang gehen, bis z maximal.

12.2 Flussmaximierung als LP
maximiere Summe der ausgehenden Flüsse aus der Quelle.
Gleichungen zur Flusserhaltung (je eingehende Kanten - ausgehende Kanten = 0 (\geq und \leq))
Kapazitätsbeschränkung (Fluss ≥ 0 und (Kapazität - Fluss) ≥ 0)
 $f(a, b) = -f(b, a)$

12.3 Kürzester Weg als LP
Suche Weg $1 \rightsquigarrow 2$
 $\sum_{(i,j) \in E} x_{ij} \gamma_{ij} = \min!$
 $x_{ij} \geq 0, (i, j) \in E$

$$\sum_j x_{ij} - \sum_j x_{ji} = \begin{cases} 1 & i = 1 \\ -1 & i = 2 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

(Ausgehende Kanten = Eingehende Kanten außer für $i \neq 1, 2$)
negative Kreise \Rightarrow keine endliche Lösung. Erzwingbar durch $x_{ij} \leq 1, (i, j) \in E$ (?)

12.4 Maximusnorm
geg: $r = A * a - c$ mit A Matrix wobei c konstanter Vektor und a Vektor aus Variablen. Dann LP mit $y_0 = 1/r, y_1 = a_1/r, y_2 = a_2/r, \dots$
 $y_0 = \max!$
$$\begin{matrix} -c & A \\ c & -A \end{matrix} \leq [1, 1, \dots, 1]$$

13 Simplexalgorithmus

$\mathbf{y}(\mathbf{x}) = \mathbf{A}\mathbf{x}$

$$\begin{bmatrix} y_1 \\ \vdots \\ y_m \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} a_{11} & \dots & a_{1n} \\ \vdots & & \vdots \\ a_{m1} & \dots & a_{mn} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_n \end{bmatrix}$$

wobei $n = d + 1$ und $x_n = 1$
Hyperebenen $H_i : y_i(\mathbf{x}) = 0$
Gegeben: $A = [a_{ij}]_{i,j=1,1}^{m,n}$
Gesucht: $B = [b_{ij}]_{i,j=1,1}^{m,n}$
r=Pivotzeile, s=Pivotspalte

Austausch

- $b_{rs} \leftarrow \frac{1}{a_{rs}}$

- $b_{rj} \leftarrow -\frac{a_{rj}}{a_{rs}}$ (Pivotzeile, $j \neq s$)
- $b_{is} \leftarrow \frac{a_{is}}{a_{rs}}$ (Pivotspalte, $i \neq r$)
- $b_{ij} \leftarrow a_{ij} - \frac{a_{is}a_{rj}}{a_{rs}}$ ($i \neq r, j \neq s$)

13.1 Normalform

Jedes lin. Programm kann auf die Form
 $\mathbf{z}\mathbf{x} = \max!$
 $\mathbf{A}\mathbf{x} \geq 0$
mit $\mathbf{x} = [x_1 \dots x_d \ 1]^t$ kann auf die Form
 $[\mathbf{c}^t \mathbf{c}]\mathbf{y} = \max!$
 $\mathbf{y} \geq 0$
 $[B\mathbf{b}]\mathbf{y} \geq 0$
mit $\mathbf{y} := [y_1 \dots y_d \ 1]^t$ gebracht werden.
Notation:

$$\begin{matrix} y_{d+1} = \\ \vdots \\ y_m = \\ z = \end{matrix} \begin{bmatrix} x_0 \dots d & 1 \\ B & \mathbf{b} \\ \mathbf{c}^t & c \end{bmatrix} \geq 0 = \max!$$

b ≥ 0 , sonst Simplex leer.

13.2 Simplexalgorithmus

Simplex

- Input: A Normalformmatrix eines lin. Progr. $\bar{A} := \begin{bmatrix} A & \mathbf{a} \\ \mathbf{c}^t & c \end{bmatrix}$
- Solange ein $c_s > 0$
 - Falls alle $a_{is} \geq 0$
gib $c \leftarrow \infty$ aus
Ende
 - sonst
bestimme r so, dass $\frac{a_r}{a_{rs}} = \max_{a_{is} < 0} \frac{a_i}{a_{is}}$
 $\bar{A} \leftarrow$ Austausch(\bar{A}, r, s)
- Gib A aus

Die Lösung ist dann, dass alle y_i die oben an der Tabelle stehen = 0 sind.
Util
 $\mathbf{a} \cdot \mathbf{b} = |\mathbf{a}| |\mathbf{b}| \cos \angle(\mathbf{a}, \mathbf{b})$
 $\sum_{k=0}^n 2^k = 2^{n+1} - 1$

Laufzeiten		
Kapi-	Name	Laufzeit
1.1	Pledge	
1.2	Wanze (Bug)	
2.6	Konvexe Hülle	erw: $O(n \log n)$, max: $O(n^2)$
6	Ford-Fulkerson	$O(E * W)$ (k Wert eines max. Flusses)
6	Edmonds-Karp	$O(E ^2 * V)$
6	Präfluss-Push	$O(V ^2 * E)$
6	An-Die-Spitze	$O(V ^3)$
7	Paare	$O(E \cdot \min\{ L , R \})$
7	Vergrößernder Weg	$O(V \cdot E)$
8.3	Min Schnitt	$O(V ^2 \log V)$ richtig mit $P \in \Theta(1/\log V)$
9	Welzl	mittl: $O(n)$
10	Simplex	erw: $O(n^2 d)$, max: $O(n^d d^2)$
10	Ellipsoid	polyn.; in praxis langsamer als Simplex
10	Innere Punkte	polyn.; in praxis fast so gut wie Simplex
10.5	Seidel	$O(d^3 d! + dnd!)$