

RHEINISCHE FRIEDRICH-WILHELMS-UNIVERSITÄT BONN
INSTITUT FÜR INFORMATIK I



Elmar Langetepe

Methoden der Offline Bewegungsplanung

BA-INF 124

Wintersemester 2016/2017
Dozent: Elmar Langetepe
Skript: Tom Kamphans/Elmar Langetepe

Einleitung

Die Vorstellung von autonomen Maschinen, die den Menschen schwierige und gefährliche Arbeiten abnehmen, hat immer wieder die Phantasie vieler Science–Fiction Autoren¹ beflügelt und viele Wissenschaftler unterschiedlicher Disziplinen beschäftigt. Das Feld “Robotics” involviert daher verschiedenste Bereiche, darunter:

- Elektrotechnik, Elektronik, Mechanik
- Kontroll– und Regelungstechnik
- Systemtheorie
- Softwareengineering
- Künstliche Intelligenz (Neuronale Netze, Fuzzy Logic)
- Algorithmetik

Im Rahmen dieser Vorlesung werden wir uns auf den letzten Punkt konzentrieren und Probleme aus der Algorithmischen Geometrie behandeln, die im Zusammenhang mit der Steuerung von Robotern interessant sind.

Wir benötigen zur Behandlung dieser Fragestellungen einige Begriffe und Verfahren der Algorithmischen Geometrie, die hier nicht in aller Ausführlichkeit vorgestellt werden können, sondern nur kurz angerissen oder gar nur als “black–box” verwendet werden. Für ein tieferes Verständnis dieser Themen sei auf die Vorlesung Algorithmische Geometrie oder auf die einschlägige Literatur in diesem Bereich verwiesen.

Die diskutierten Themen sind Varianten einer Grundaufgabe: Gegeben ist ein Robotersystem mit k Freiheitsgraden, das sich in einer Umgebung U mit oder ohne (stationären) Hindernissen bewegt, ein Startpunkt s und ein Zielpunkt t . Stelle fest, ob es eine kollisionsfreie und kostengünstige Bewegung von s nach t gibt und falls ja, bestimme eine solche. Wichtige Kriterien für die vorgestellten Lösungen sind dabei:

- Korrektheit, d.h. es soll genau dann eine kollisionsfreie Bewegung gefunden werden, wenn eine solche existiert.
- Effizienz der Berechnung, denn natürlich soll die Bewegung schnell berechnet werden, der Roboter soll nicht vor lauter Rechenaufwand auf der Stelle stehen bleiben.
- Qualität der Lösung, d.h. die gefundene Bahn ist auch günstig bzgl. der festgelegten Kostenmaße.

Zunächst wollen wir die Betrachtung von Kollisionsproblemen zurückstellen, uns auf punktförmige Roboter beschränken und die Länge der vom Roboter zurückgelegten Bahnen als Qualitätskriterium betrachten.

Literatur

Begleitend zu diesem Skript sei folgende Literatur empfohlen:

- Mark de Berg, Marc van Kreveld, Mark Overmars und Otfried Schwarzkopf:
Computational Geometry: Algorithms and Applications.
Springer-Verlag, Berlin 1997, [dBvKOS97]

¹Der Begriff “Roboter” wurde von dem tschechischen Autor Karel Čapek (1890–1938) geprägt. [ČČ61]

- Rolf Klein:
Algorithmische Geometrie.
Addison–Welsey, Bonn 1997, [Kle97]
- Micha Sharir und Pankaj K. Agarwal:
Davenport-Schinzel Sequences and Their Geometric Applications.
Cambridge University Press, New York 1995, [SA95]
- Micha Sharir:
Algorithmic Motion Planning.
Kapitel 40 in: Jacob E. Goodman und Joseph O'Rourke: *Handbook of Discrete and Computational Geometry.*
CRC Press LLC, Boca Raton, FL, 1997, [Sha97]
- Joseph S. B. Mitchell:
Geometric Shortest Paths and Network Optimization.
Kapitel 15 in: Jörg-Rüdiger Sack and Jorge Urrutia: *Handbook of Computational Geometry.*
Elsevier Science Publishers B.V. North-Holland, 2000, [Mit00]
- Jean-Claude Latombe:
Robot Motion Planning.
Kluwer Academic Publishers, Boston, 1991, [Lat91]
- Jakob T. Schwartz und Chee-Keen Yap (Editor):
Advances in Robotics.
Lawrence Earlbaum, 1987, [Yap87]
- Sowie viele in Journalen und Konferenzbänden erschienene Arbeiten und auch Dissertationen wie:
A. Frank van der Stappen:
Motion Planning amidst Fat Obstacles.
Dissertation, Dept. Comput. Sci., Utrecht Univ., NL, 1994, [vdS94]

An dieser Stelle sei auch auf das Geometrie–Labor

<http://www.geometrylab.de/>

mit Java–Applets aus dem Bereich Algorithmische Geometrie und Bewegungsplanung für Roboter hingewiesen.

Danksagungen

Sehr herzlich danken wir Annette Ebbers–Baumann, Dorthe Lübbert, Andrea Eubeler, Stefan Kamphans und allen Teilnehmern der Vorlesung für viele Korrekturhinweise und Verbesserungsvorschläge.

Korrekturhinweise

Trotz aller Sorgfalt ist dieses Skript bestimmt nicht fehlerfrei. Bitte teilt uns Fehler aller Art oder unverständlich aufgeschriebenes per Mail an Elmar.Langetepe@cs.uni-bonn.de mit.

Kapitel 1

Kürzeste Pfade

Die Untersuchung kürzester Wege beschäftigt die Wissenschaft bereits seit dem Altertum. In der Mathematik befaßt man sich in der Theorie der metrischen Räume und in der Differentialgeometrie damit. So zeigten bereits Joh. Bernoulli (1698) und L. Euler (1728), daß für Kurven C von a nach b auf einer glatten Fläche S gilt: C ist Kürzeste $\implies C$ ist Geodätische, d. h. $\forall p \in C : \text{Schmiegeebene}(C, p) \perp \text{Tangentialebene}(S, p)$.

Dabei ist die Schmiegeebene die Ebene, an die C sich lokal anschmiegt,¹ und die Tangentialebene die in p tangential zu S liegende Ebene. Geodätische Kurven sind nur lokal nicht verkürzbar, im Gegensatz zu kürzesten Wegen, die auch global unverkürzbar sind. Anschaulich kann man sich geodätische Kurven als straff gespannte Gummibänder vorstellen. Die Umkehrung obigen Satzes gilt nicht: In Abbildung 1.1 ist die Helix von a' nach b' zwar eine Geodätische, aber keine Kürzeste.

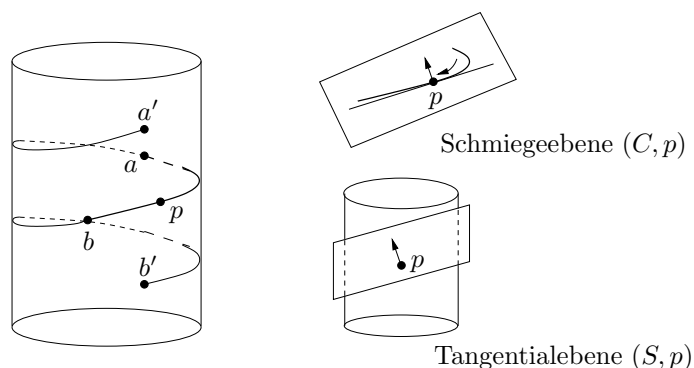


Abbildung 1.1: Kürzeste von a nach b , Geodätische von a' nach b' .

Wir interessieren uns hier für diskrete Umgebungen.

1.1 Kürzeste Pfade in der Ebene mit polygonalen Hindernissen

Die Umgebung, in der sich der Roboter bewegt, sei durch h Hindernisse in Form von Polygonen P_i mit insgesamt n Ecken gegeben. Dabei sind auch Polygone mit $\overset{\circ}{P}_i = \emptyset$ erlaubt,² also zu einem Linienzug degenerierte Polygone. Weiterhin seien ein Startpunkt s und Zielpunkt t gegeben, die nicht im Inneren eines Polygons liegen dürfen; es muß gelten $s, t \notin \bigcup \overset{\circ}{P}_i$. Die Aufgabe ist nun, einen Pfad π minimaler Länge von s nach t zu finden, der keine Hinderniskante kreuzt.

¹Genauer: die Grenzlage einer durch drei benachbarte Kurvenpunkte p' , p , p'' gegebene Ebene für die Grenzwerte $p' \rightarrow p$ und $p'' \rightarrow p$ [Stö99].

² $\overset{\circ}{P}$ bezeichnet das Innere eines Polygons, also alle Punkte aus P , deren ε -Umgebung vollständig in P liegt.

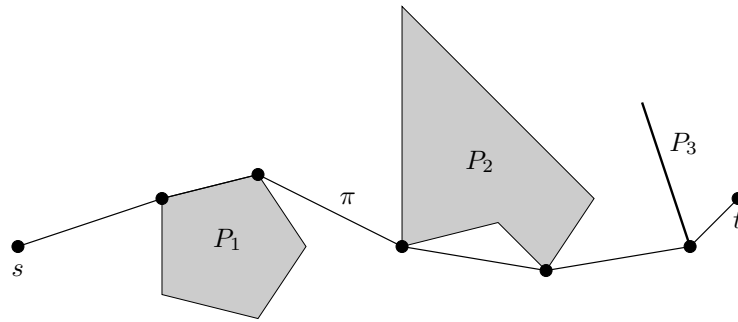


Abbildung 1.2: Umgebung mit polygonalen Hindernissen.

Der kürzeste Pfad ist nicht immer eindeutig, je nach Umgebung kann es exponentiell in h viele kürzeste Wege geben, Abbildung 1.3 zeigt eine Umgebung mit $h = 4m + 1$ Hindernissen (Liniensegmente) und 2^{m+1} kürzesten Wegen (Akman, 1987 [Akm87b]).

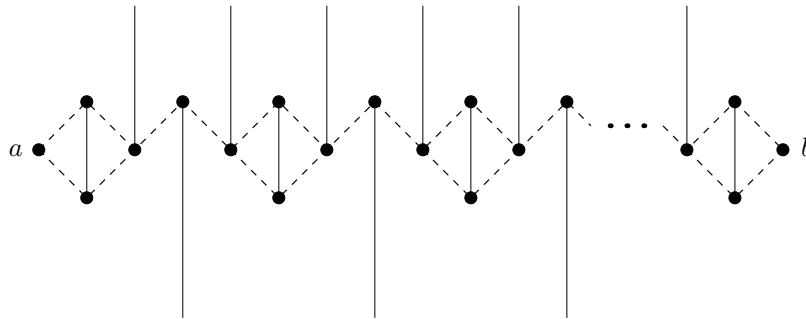
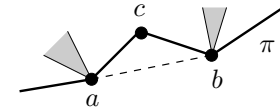


Abbildung 1.3: Es kann exponentiell viele kürzeste Wege geben.

Kürzeste Pfade haben die Gestalt einer polygonalen Kette, die nur an konvexen Polygonecken³ abknicken kann, da sich die Kette andernfalls verkürzen ließe. Dies wird klar, wenn man sich den kürzesten Pfad als ein Gummiband vorstellt, das von s nach t gespannt ist: die Knicke im Gummiband müssen sich an einer Polygonecke abstützen, ohne eine Polygonecke würde sich das Gummiband strammziehen. In nebenstehender Abbildung ist π also kein kürzester Pfad, da sich der Knick in Punkt c nicht auf eine Polygonecke abstützt. Der kürzeste Pfad zwischen a und b wäre die gestrichelte Linie.



Genauer bestehen kürzeste Pfade aus einer Startkante von s aus, einer Zielkante zu t hin und ansonsten nur aus Kanten, die *gegenseitig sichtbare*, konvexe Hindernisecken verbinden. Diese Beobachtung führt zu einem ersten Ansatz zur Lösung des Problems, bei der wir auf eine aus der Algorithmischen Geometrie bekannte Struktur zurückgreifen können:

Definition 1.1 Sei \mathcal{L} eine Menge sich nicht kreuzender Liniensegmente in der Ebene. Dann ist der **Sichtbarkeitsgraph** von \mathcal{L} ein Graph $\text{VisG}(\mathcal{L}) = (V, E)$ mit

$$V = \{ \text{alle Endpunkte der Liniensegmente in } \mathcal{L} \}$$

$$E = \{ (p, q) \mid p, q \in V, \overline{pq} \text{ kreuzt kein Liniensegment aus } \mathcal{L} \}.$$

Der Sichtbarkeitsgraph einer Menge von Polygonen P_i entsteht aus $\text{VisG}(\mathcal{L})$ mit $\mathcal{L} = \{ \text{Kanten der } P_i \}$ durch Entfernen aller im Inneren eines Polygons liegenden Sichtbarkeitskanten.

Der Sichtbarkeitsgraph von n Liniensegmenten hat die Komplexität $O(n^2)$. Abbildung 1.4(i) zeigt ein Beispiel eines Arrangements von n Liniensegmenten, dessen Sichtbarkeitsgraph $\Omega(n^2)$ viele Kanten enthält. Jedoch kann der Sichtbarkeitsgraph auch deutlich weniger Kanten enthalten,

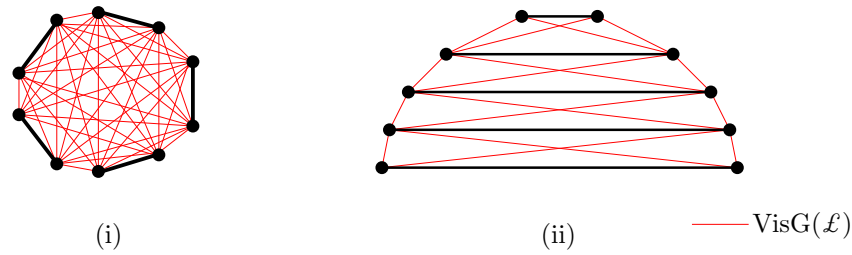


Abbildung 1.4: Der Sichtbarkeitsgraph kann (i) $\Omega(n^2)$ viele Kanten enthalten, aber auch (ii) nur $O(n)$ viele.

wie das Beispiel in Abbildung 1.4(ii) zeigt.

Algorithmus 1.1 Berechnung des kürzesten Weges mit Hilfe des Sichtbarkeitsgraphen

1. Berechne den Sichtbarkeitsgraph $\text{VisG}(P)$.
 2. Füge alle Kanten (s, v) mit $v \in V$ und s sieht v ein:
 $\forall v \in V$: Teste, ob das Segment \overline{sv} von einer Randkante eines der Hindernisse geschnitten wird. Ist dies nicht der Fall, dann füge das Segment \overline{sv} zum Sichtbarkeitsgraphen hinzu.
 3. Füge alle Kanten (v, t) mit $v \in V$ und t sieht v ein (analog).
 4. Berechne mit dem Algo. von Dijkstra in dem modifizierten Graph mit Distanzen als Kantengewichten alle kürzesten Wege von s .
-

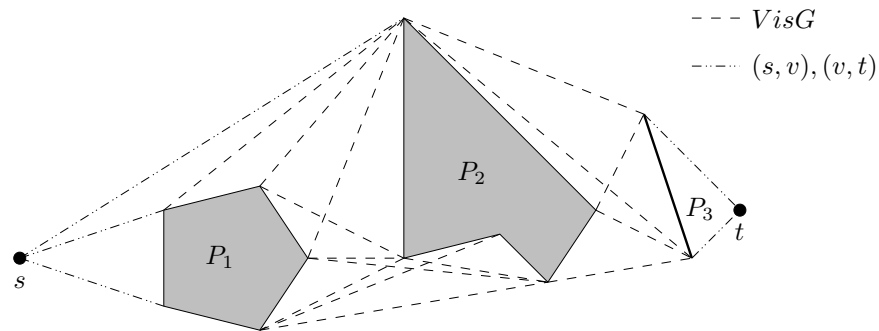
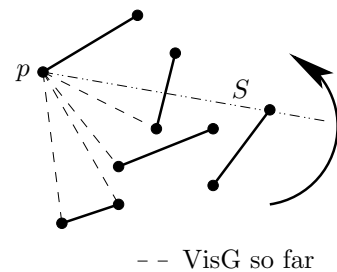


Abbildung 1.5: VisG und Kanten von s und zu t .

Damit läßt sich ein kürzester Weg wie in Algorithmus 1.1 beschrieben berechnen. Abbildung 1.5 zeigt das Ergebnis der Schritte 1 bis 3 auf der Umgebung aus Abbildung 1.2. Die zusätzlichen Kanten lassen sich offensichtlich in Zeit $O(n^2)$ einfügen, die Komplexität der anderen beiden Schritte bedarf einer genaueren Analyse. Beginnen wir mit der Berechnung des Sichtbarkeitsgraphen: Dieser läßt sich naiv in Zeit $O(n^3)$ berechnen, indem für jedes Paar (p, q) von Ecken das Segment \overline{pq} auf Kreuzung mit den n Polygonrandsegmenten getestet wird. Ein besseres Laufzeitverhalten hat der in Algorithmus 1.2 skizzierte radiale Sweep, der für ein festes p Zeit $O(n \log n)$ benötigt, insgesamt also $O(n^2 \log n)$.



Dies kann noch verbessert werden, indem nicht jeder Punkt für sich einen radialen Sweep durchführt, sondern die Bearbeitung so synchronisiert wird, daß Sichtinformationen weitergereicht

³Polygonecke, deren Außenwinkel $> \pi$ ist.

Algorithmus 1.2 Sweep zur Berechnung des Sichtbarkeitsgraphen

Für jeden Endpunkt p :

- Sortiere alle Endpunkte rechts von p nach Winkeln von p .
- Drehe einen Strahl S von p gegen den Uhrzeigersinn von Süd nach Nord:
 - Führe in balanciertem Baum sortiert nach Abstand von p Buch darüber, welche Segmente von S gerade geschnitten werden.
 - Sei q der Schnittpunkt von S mit dem zu p nächsten Liniensegment auf S . Falls $q \in V$, berichte Sichtbarkeitskante \overline{pq} .

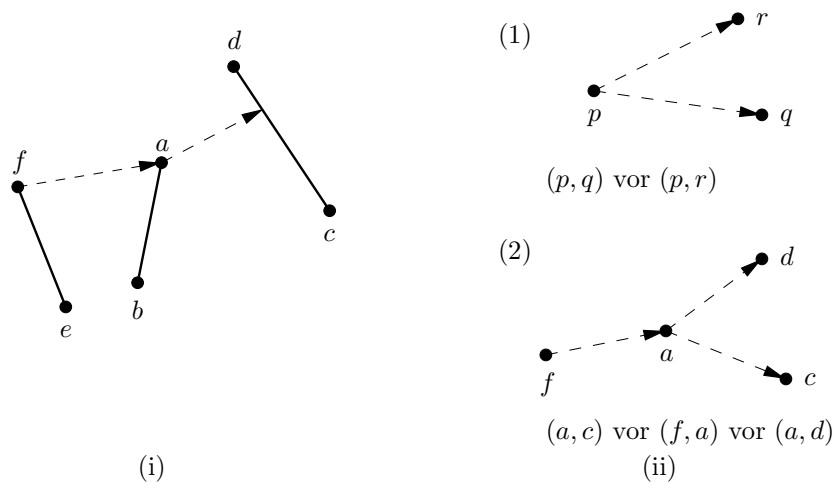


Abbildung 1.6: (i) Sichtbarkeitsinformationen können von a an f weitergereicht werden, (ii) Typen von Bedingungen an die Bearbeitungsreihenfolge.

werden können. Wenn z. B. in Abbildung 1.6(i) der Punkt f beim Sweep den Punkt a entdeckt, kann a die Information " \overline{cd} ist sichtbar" an f weiterreichen.

Die Wahl der Bearbeitungsreihenfolge R hängt dabei von der Steigung $\text{slope}(p, q)$ des Segmentes zwischen p und q ab. Wir müssen dabei zwei Typen von Bedingungen erfüllen, siehe Abbildung 1.6(ii):

- (1) $\text{slope}(p, q) < \text{slope}(p, r) \Rightarrow (p, q)$ vor (p, r) bearbeiten
- (2) $\text{slope}(a, c) < \text{slope}(f, a) < \text{slope}(a, d) \Rightarrow (a, c)$ vor (f, a) vor (a, d)

Man beachte, dass in Bedingung (2) weder die erste noch die zweite Ungleichung aus Bedingung (1) folgt.

Die Wahl der Bearbeitungsreihenfolge werden wir später betrachten. Nehmen wir zunächst an, wir hätten eine solche Bearbeitungsreihenfolge R bereits festgelegt. Nun wird zur Initialisierung zu jedem Punkt p ein Zeiger φ auf das erste unterhalb von p liegende Segment berechnet; also das Liniensegment, das ein Strahl von p in negativer Y -Richtung als erstes treffen würde. Liegt unter p kein Liniensegment, wird der Zeiger auf NIL gesetzt.

Bei der Bearbeitung der Paare (p_i, q_i) aus der Liste R soll folgende Invariante erhalten bleiben:

Sei q der zuletzt bearbeitete Partner von p . Dann gibt es einen Zeiger φ von p auf das in Sweeprichtung kurz hinter q sichtbare Segment σ .

Nach der Initialisierung ist die Invariante erfüllt, φ zeigt auf das von p in Richtung Süden liegende Segment. Vor der Bearbeitung eines Paares (p, r) sei q der zuletzt bearbeitete Partner

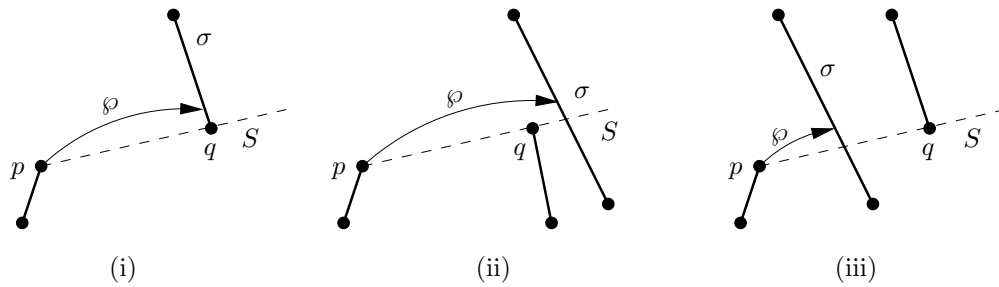


Abbildung 1.7: Es gibt drei mögliche Ausgangssituationen eines Punktes p mit zuletzt bearbeitetem Partner q und sichtbarem Segment σ .

von p , und der Zeiger von p zeige auf σ . Es gibt drei mögliche Ausgangssituationen von p, q und σ , siehe Abbildung 1.7:

- (i) q ist von p aus sichtbar und Anfangspunkt eines Segments σ .
- (ii) q ist von p aus sichtbar und Endpunkt eines Segments. σ ist das auf dem Strahl S von p durch q nächste Segment hinter q .
- (iii) q ist von p aus nicht sichtbar. σ ist das zu p nächste Segment auf dem Strahl S von p durch q .

Bei der Bearbeitung des Paares (p, r) können nun folgende Fälle eintreten, siehe Abbildung 1.8:

1. r liegt hinter σ . In allen drei Ausgangssituationen zeigt \wp nach wie vor auf σ .
2. r liegt vor σ . Dann ist r Anfangspunkt eines Segments τ und \wp zeigt nun auf τ .
3. r ist Endpunkt von σ . Hier muss die Sichtbarkeitsinformation für r benutzt werden. Je nach Ausgangssituation gibt es in diesem Fall folgende drei Möglichkeiten, die prinzipiell analog behandelt werden können:
 - (i) \wp wird auf das erste Segment auf dem Strahl zwischen p und r hinter r gesetzt. Dies entspricht der Ausgangssituation (ii).
 - (ii) In diesem Fall kann der Winkelbereich W zwischen den Strahlen von p durch q und r keinen Punkt enthalten, ansonsten wäre r nicht der nächste Partner von p . Außerdem muß r von p aus sichtbar sein. Andernfalls müßte sich ein Endpunkt in W befinden, oder σ wäre nicht das nach q sichtbare Segment.
Falls ein Segment τ existiert auf das r zeigt, ist es durch die Bearbeitung des letzten Paares (r, v) bezüglich r entstanden, dass vor (p, r) dran war. Der Punkt v liegt unterhalb von W wegen Teil 2) der Bearbeitungsreihenfolge. Das Segment $\tau = \overline{uw}$ muss vollständig den obigen Winkelbereich W durchqueren und ist somit sichtbar von p aus. Der untere Endpunkt u kann nicht oberhalb vom Strahl durch r und v liegen (u könnte allerdings mit v identisch sein), da τ ja die Sichtbarkeitsbedingung erfüllen muss. Der obere Endpunkt w kann nicht zwischen dem Strahl durch r und v und dem Bereich W liegen, da dann (r, w) noch nach (r, v) und vor (p, r) betrachtet worden wäre. Der Endpunkt w kann wie oben bereits erwähnt nicht im Bereich W liegen. Folglich sieht p einen Punkt r' auf τ und \wp wird also auf τ gesetzt.
 - (iii) Analog zu (ii).

Damit können wir den Sichtbarkeitsgraphen nach der Berechnung der Bearbeitungsreihenfolge R in Zeit $O(n^2)$ bestimmen. Um R festzulegen, müssen wir die Liste der Punktpaare (p_i, q_i) so sortieren, daß die Steigungen der Liniensegmente $\overline{p_i q_i}$ die geforderten Eigenschaften (1) und (2) haben. Dabei können wir eine aus der Algorithmischen Geometrie bekannte Eigenschaft

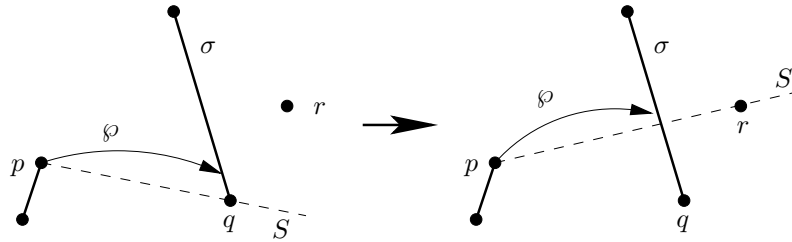
ausnutzen, die Dualität zwischen Punkten und Geraden, die gegeben ist durch die Abbildung⁴

$$\text{Punkt } p = (p_x, p_y) \mapsto \text{Gerade } p^* = \{Y = p_x X - p_y\}.$$

Seien $p = (p_x, p_y)$ und $q = (q_x, q_y)$ o. E. mit $p_x < q_x$ gegeben. Dann gilt für die Steigung des Segments

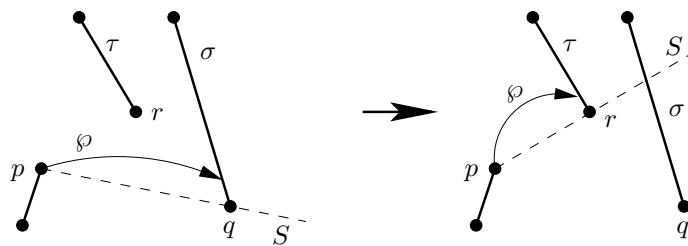
$$\text{slope}(p, q) = \frac{q_y - p_y}{q_x - p_x}.$$

Fall 1: r liegt hinter σ (Situation (i))



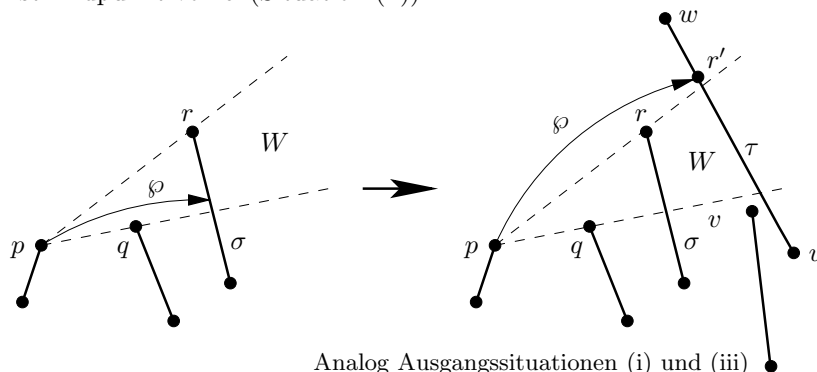
Analog Ausgangssituationen (ii) und (iii)

Fall 2: r liegt vor σ (Situation (i))



Analog Ausgangssituationen (ii) und (iii)

Fall 3: r ist Endpunkt von σ (Situation (ii))



Analog Ausgangssituationen (i) und (iii)

Abbildung 1.8: Drei Fälle bei der Bearbeitung eines Paares (p, r) .

⁴Diese Dualisierung unterscheidet sich nur im Vorzeichen von der in [Kle05] betrachteten Dualisierung $p = (p_x, p_y) \mapsto p^* = \{Y = p_x X + p_y\}$.

Dem entspricht die X-Koordinate des Schnittpunktes (x, y) der zu p und q dualen Geraden p^* und q^* :

$$Y = p_x X - p_y = q_x X - q_y$$

$$\Rightarrow X = \frac{q_y - p_y}{q_x - p_x} = \text{slope}(p, q).$$

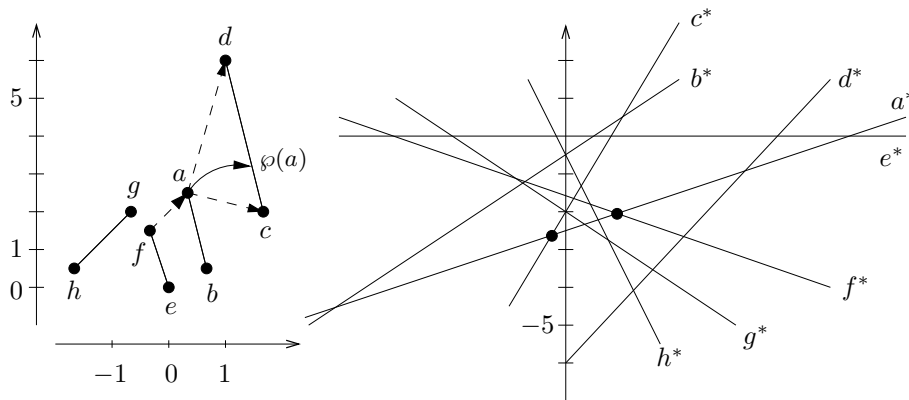


Abbildung 1.9: Dualisierung $p = (p_x, p_y) \mapsto p^* = \{ Y = p_x X - p_y \}$.

Wir können also die Bedingungen aus Abbildung 1.6(ii) so übersetzen:

- (1) $\text{slope}(p, q) < \text{slope}(p, r) \Leftrightarrow p^* \cap q^*$ links von $p^* \cap r^*$ auf Gerade p^*
- (2a) $\text{slope}(a, c) < \text{slope}(f, a) \Leftrightarrow a^* \cap c^*$ links von $f^* \cap a^*$ auf Gerade a^*
- (2b) $\text{slope}(f, a) < \text{slope}(a, d) \Leftrightarrow f^* \cap a^*$ links von $a^* \cap d^*$ auf Gerade a^*

Also müssen wir die Schnittpunkte im Arrangement der Geraden p_i^* so bearbeiten, daß längs jeder Geraden die richtige Reihenfolge eingehalten wird. Abbildung 1.9 zeigt ein Beispiel eines Arrangements mit den dazu dualen Geraden. Da $\text{slope}(a, c) < \text{slope}(f, a)$ gilt, muß der Schnittpunkt von a^* mit c^* links des Schnittpunktes von f^* mit a^* auf a^* liegen.

Zu lösen ist nun folgendes Problem: Gegeben seien n Geraden im \mathbb{R}^2 in allgemeiner Lage, die eine Zerlegung der Ebene bewirken. Gesucht ist eine Reihenfolge der Schnittpunkte, die mit der X-Ordnung längs jeder Geraden verträglich ist. Dazu sind folgende Verfahren bekannt:

Inkrementelle Konstruktion des Arrangements der Geraden (Edelsbrunner, O'Rourke, Seidel, 1986, [EOS86])	Rechenzeit	Speicherplatz
Sweep mit einer Geraden	$O(n^2)$	$O(n^2)$
Sweep mit einer Kurve (topologischer Sweep, Edelsbrunner, Guibas, 1986, [EG86, EG89])	$O(n^2 \log n)$	$O(n)$
	$O(n^2)$	$O(n)$

Im folgenden konzentrieren wir uns auf den topologischen Sweep. Die wesentliche Idee dabei ist, den Sweep in der Ebene nicht mit einer Geraden durchzuführen, sondern mit einer Kurve, die topologisch einer Geraden entspricht:

Definition 1.2 In einem Arrangement \mathcal{A} von Geraden heißt eine Kurve S **Pseudogerade**, wenn sie jede Gerade aus \mathcal{A} in höchstens einem Punkt schneidet.

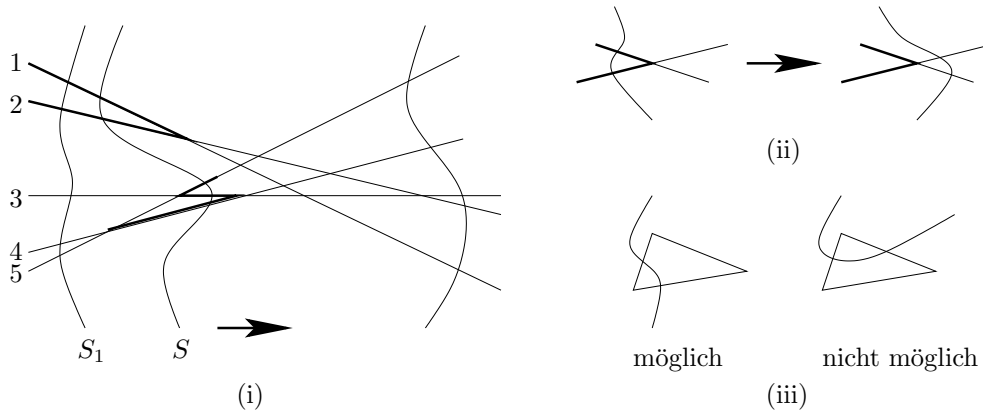


Abbildung 1.10: (i) Topologischer Sweep, (ii) Elementarschritt, (iii) Die Sweepkurve kann eine Zelle nur von oben betreten und nach unten verlassen.

Beim Sweep wird also eine Sweepkurve S (Pseudogerade) über das Arrangement \mathcal{A} bewegt (Abbildung 1.10(i)). Die von S geschnittenen Geraden werden längs S sortiert in einem Verzeichnis mitgeführt. In einem Elementarschritt des Sweeps wird die Sweepkurve über genau einen Schnittpunkt hinweg geführt (Abbildung 1.10(ii)). Das Problem dabei ist, zwei konsekutive Geraden längs S mit Schnittpunkt rechts von S für das nächste Elementarereignis zu finden, wenn im Mittel dafür Zeit $O(1)$ zur Verfügung steht.

Die Existenz solcher zwei Geraden ist jedenfalls sichergestellt: Seien G_1 und G_2 die Geraden, deren Schnittpunkt rechts von S am weitesten links liegt, dann müssen G_1 und G_2 entlang S benachbart sein. Ein Elementarschritt ist also stets durchführbar, wenn es auch im allgemeinen mehrere Kandidaten dafür gibt.

Ein Ansatz zur Lösung dieses Problems ist, in einer Liste N entlang S sortiert für jede Gerade G festzuhalten, von welcher anderen Geraden G' das von S durchkreuzte Segment von G rechts begrenzt wird. Für das Arrangement in Abbildung 1.10(i) ergibt sich also entlang der ersten eingezeichneten Sweepkurve S_1 die Liste

$$N = \{ (1, 2), (2, 1), (3, 5), (4, 5), (5, 4) \}.$$

Aus dieser Liste läßt sich ablesen, daß die Geraden 1 und 2 sowie die Geraden 4 und 5 benachbart und somit Kandidaten für den nächsten Elementarschritt sind. Für die zweite Sweepkurve S ergibt sich die Liste

$$N = \{ (1, 2), (2, 1), (5, 1), (3, 4), (4, 3) \},$$

und Kandidaten für den nächsten Elementarschritt sind die Paare $(1, 2)$ und $(3, 4)$.

Nach einem Elementarschritt ist die Liste N zu aktualisieren. Dabei helfen uns obere und untere Horizontbäume, die wie folgt definiert sind, vgl. Abbildung 1.11:

Oberer Horizontbaum T^O :

- Markiere jede von S geschnittene Kante.
- Setze Markierung längs der Geraden nach rechts fort.
- Wo sich zwei markierte Kanten treffen, setze diejenige mit größerer Steigung nach rechts fort.

Unterer Horizontbaum T_U :

- Markiere jede von S geschnittene Kante.
- Setze Markierung längs der Geraden nach rechts fort.
- Wo sich zwei markierte Kanten treffen, setze diejenige mit kleinerer Steigung nach rechts fort.

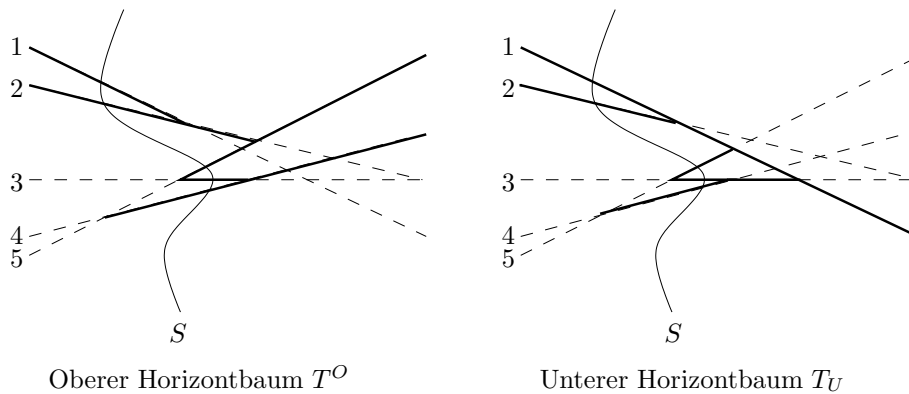


Abbildung 1.11: Oberer und unterer Horizontbaum.

Eine Eigenschaft der Horizontbäume ist folgende: Sei e eine von S geschnittene Kante von \mathcal{A} , und seien e^O und e_U ihre Verlängerungen in T^O, T_U . Dann ist $e = \min(e^O, e_U)$, d. h. aus T^O und T_U kann schnell bestimmt werden, von welchen Geraden die Kante e begrenzt wird; die kürzere Kante liefert den Schnittpunkt mit der begrenzenden Geraden.

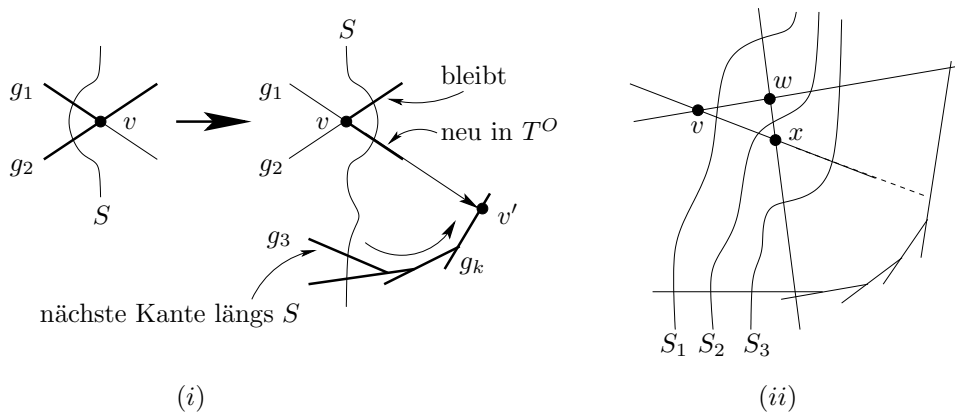
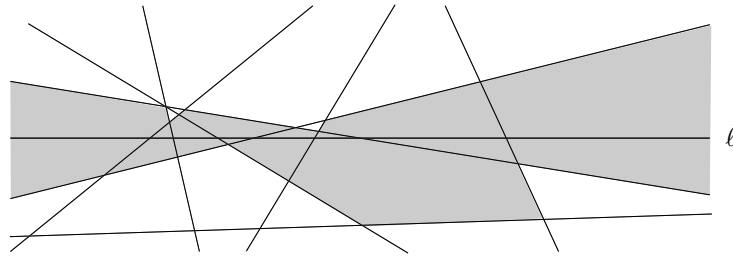


Abbildung 1.12: Aktualisierung der Horizontbäume am Beispiel von T^O .

Abbildung 1.12(i) zeigt die Aktualisierung der Horizontbäume am Beispiel von T^O : Nachdem die Sweepkurve S den Punkt v überschritten hat, wird die Gerade g_1 , die bisher nur bis v markiert war, hinter v von S geschnitten. Somit wird das Segment $\overline{vv'}$ der Geraden rechts von v Teil des Horizontbaumes. v' ist dabei der zu v nächstgelegene Schnittpunkt von g_1 mit einer markierten Geraden g_k mit größerer Steigung. Um diese zu finden, suchen wir längs S die nächste Schnittkante g_3 und folgen der konvexen Kantenfolge bis zum Schnittpunkt mit g_1 . Die Suche nach einem Schnittpunkt kann dabei $O(n)$ viele Schritte erfordern. Es kann auch vorkommen, daß dieselben Kanten mehrfach abgesucht werden müssen; Abbildung 1.12(ii) zeigt ein Arrangement, in dem bei den Knoten v und x dieselben Kanten durchsucht werden.

Um eine Übersicht über die Kosten zu bekommen, wollen wir die Kosten des Besuchs einer Kante e dem verursachenden Knoten v in Rechnung stellen. Ideal wäre, wenn Bilanzen nur zwischen Knoten und Kanten derselben Zelle im Arrangement aufgestellt werden müßten. Abbildung 1.12(ii) zeigt allerdings, daß dies nicht ohne weiteres möglich ist: die Kanten, die bei der Bearbeitung von v besucht werden, liegen nicht alle in derselben Zelle wie v . Dies wird erst bei der Bearbeitung von x festgestellt, und x liegt in derselben Zelle wie die Kanten, also transferieren wir die Kosten dieser Kanten auf x . Zur Berechnung dieser Kosten brauchen wir Folgendes:

Definition 1.3 Sei \mathcal{A} ein Arrangement von n nicht senkrechten Geraden, und sei ℓ eine

Abbildung 1.13: Zone einer Geraden ℓ in einem Arrangement \mathcal{A} .

beliebige Gerade. Die **Zone** von ℓ in \mathcal{A} besteht aus allen Zellen, deren Abschluß von ℓ geschnitten wird:

$$\text{Zone}(\ell) := \{ \text{Zellen } Z \text{ in } \mathcal{A} \mid \ell \cap \bar{Z} \neq \emptyset \}$$

Theorem 1.4 (Zonentheorem)

Sei \mathcal{A} ein Arrangement von n nicht senkrechten Geraden und sei ℓ eine beliebige Gerade. Die Zone von ℓ hat die Komplexität $O(n)$.

Beweis.

In jeder Zelle gibt es einen rechten, obersten Punkt und einen linken, untersten Punkt. Diese Punkte teilen den Rand einer Zelle eindeutig in einen linken und einen rechten Rand.

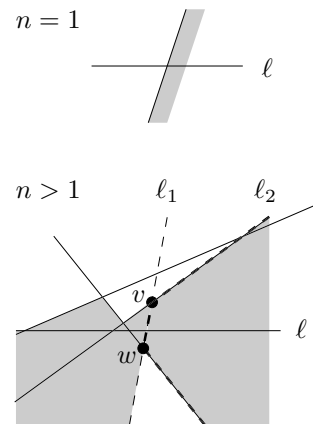
Wir zeigen durch Induktion über n , daß es höchstens $5n$ linke Kanten auf den Rändern der Zonenzellen geben kann. Aus Symmetriegründen gibt es auch höchstens $5n$ rechte Kanten.

Für $n = 1$ haben wir eine linke Kante.

Für $n > 1$ sei ℓ_1 die Gerade im Arrangement, deren Schnitt mit ℓ am weitesten rechts liegt (wir nehmen an, diese sei eindeutig).

Sei v der niedrigste Schnitt von ℓ_1 mit einer Geraden aus \mathcal{A} oberhalb von ℓ und w der höchste Schnitt von ℓ_1 mit einer Geraden aus \mathcal{A} unterhalb von ℓ .

Sei \mathcal{A}' das Arrangement ohne ℓ_1 . Lt. Induktionsvoraussetzung hat die Zone von ℓ in \mathcal{A}' höchstens $5(n - 1)$ linke Kanten.



Wieviele linke Kanten werden nun beim Einfügen von ℓ_1 höchstens hinzugefügt?

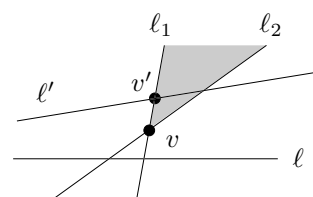
- (i) Die Kante \overline{vw} .
- (ii) Sei ℓ_2 die Gerade, die ℓ_1 in v schneidet. ℓ_2 hat vor dem Einfügen von ℓ_1 möglicherweise mehrere linke Kanten gestellt. Höchstens eine davon kann durch Einfügen von ℓ_1 in v geteilt werden.
- (iii) Entsprechend für w .

Es kommen also höchstens drei linke Kanten hinzu, also hat $\text{Zone}(\ell)$ in \mathcal{A} höchstens $5(n - 1) + 3 \leq 5n$ linke Kanten.

Zu zeigen ist noch, warum beim Einfügen von ℓ_1 keine weiteren linken Kanten geteilt werden können. Nehmen wir dazu an, die Gerade ℓ' würde ℓ_1 oberhalb von ℓ schneiden

$\Rightarrow \exists$ Schnittpunkt v' oberhalb von v .

\Rightarrow kurz rechts von ℓ_1 kann kein Stück von ℓ' zu $\text{Zone}(\ell)$ gehören, weil ℓ' dort in einer Region liegt, die nach unten



hin von ℓ_1 und ℓ_2 begrenzt wird.
 \Rightarrow es kann keine Teilung stattgefunden haben.

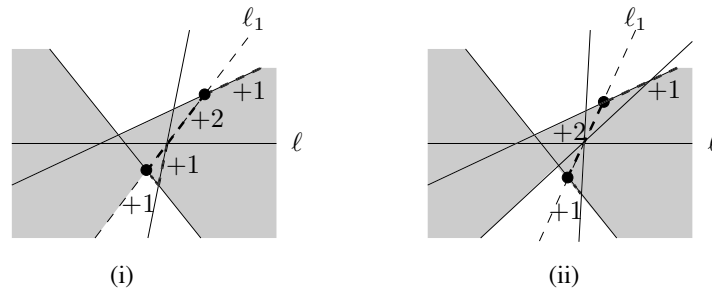


Abbildung 1.14: Im rechtesten Schnittpunkt schneiden sich zwei oder mehrere Geraden. Die gestrichelten Kanten werden neu eingefügt.

Ist die Gerade ℓ_1 nicht eindeutig, d.h. in dem weitesten rechts liegenden Schnittpunkt mit ℓ schneiden sich mehrere Geraden, so wählen wir eine dieser Geraden als ℓ_1 . Mit der gleichen Zählweise wie oben stellen wir fest, daß wir für zwei schneidende Geraden 5 neue linke Kanten bekommen können, siehe Abbildung 1.14(i), für drei oder mehrere Geraden 4 linke Kanten (Abbildung 1.14(ii)). □

Wir können die Kosten für die Aktualisierung der Horizontbäume wie folgt abschätzen:

$$\begin{aligned}
 & \text{Kosten der Aktualisierung von } T^O, T_U \\
 \approx & \text{ Summe aller Kosteneinheiten Kante-Knoten aus je einer Zelle} \\
 \leq & \sum_{\text{Zellen } Z} (\#\text{Kanten von } Z) \cdot (\#\text{Knoten von } Z) \\
 = & \sum_{\text{Zellen } Z} (\#\text{Kanten von } Z)^2 \\
 \leq & \sum_{\text{Geraden } G} \underbrace{\sum_{\text{Zellen } Z \text{ mit Kante auf } G} (\#\text{Kanten von } Z)}_{O(n) \text{ nach Theorem 1.4}} \\
 \in & O(n^2)
 \end{aligned}$$

Bemerkung: Die Kosten der Aktualisierung der Horizontbäume, nachdem die Sweep Pseudogerade über einen Schnittpunkt hinweggehoben wurde, entstehen durch entlang laufen des Randes der aktuellen Zelle z . Der Rand einer Zelle z kann also insgesamt maximale Anzahl Knoten von z mal durchlaufen werden. Die Gesamtkosten ergeben sich durch Summation über alle Zellen z .

- Damit haben wir folgende Laufzeiten gezeigt:
- Aktualisierung der Horizontbäume $O(n^2)$
 - \Rightarrow Topologischer Sweep $O(n^2)$
 - \Rightarrow Wahl der Bearbeitungsreihenfolge $O(n^2)$
 - \Rightarrow Konstruktion des Sichtbarkeitsgraphen $O(n^2)$

Also gilt:

Theorem 1.5 (Welzl, 1985)

Der Sichtbarkeitsgraph von n Liniensegmenten kann in Zeit $O(n^2)$ und in Speicherplatz $O(n)$ konstruiert werden. [Wel85]

Dabei werden sichtbare Paare von Endpunkten nur berichtet, nicht gespeichert. Außerdem setzen wir voraus, daß sich die Punkte in allgemeiner Lage befinden, insbesondere keine drei Punkte kollinear sind.⁵

Den Sichtbarkeitsgraphen in Algorithmus 1.1 können wir also in Zeit $O(n^2)$ konstruieren, auch das Hinzufügen der Kanten zu Start- und Zielpunkt ist in $O(n^2)$ möglich. Damit bleibt aus Algorithmus 1.1 das Problem der Suche nach einem kürzesten Weg in ungerichteten Graphen mit nicht-negativen Kantengewichten; dies ist ein diskretes Problem.

Dieses Problem läßt sich mit dem Algorithmus von Dijkstra (Algorithmus 1.3, [Dij59]) lösen. Dieser verwaltet eine Welle W mit einem Ausläufer A um a und aktualisiert in jedem Schritt die Knotenmarkierung

$$d(p) = \begin{cases} \text{min. Länge eines Pfads von } a \text{ nach } p & \text{für } p \in W \\ \text{min. Länge eines Pfads von } a \text{ nach } p, \text{ der bis auf } p \text{ in } W \text{ verläuft} & \text{für } p \in A \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$$

Algorithmus 1.3 Kürzeste Pfade in gewichtetem Graph (Dijkstra, 1959)

Gegeben: Graph $G = (V, E)$ zusammenhängend, $|V| = n$, $|E| = m$
Kantengewichtung $g : E \rightarrow \mathbb{R}^{\geq 0}$, Knoten $a, b \in V$.

Gesucht: Kantenfolge von a nach b mit minimalem Gesamtgewicht.

Solange $A \neq \emptyset$:

- Entnehme A ein p mit minimalem $d(p)$.
 - $W := W \cup \{p\}$.
 - Für alle direkten Nachbarn q von p in W^C :
 - $d(q) := \min \{ d(q), d(p) + g(p, q) \}$
 - Wenn $q \notin A$ dann $A := A \cup \{q\}$.
-

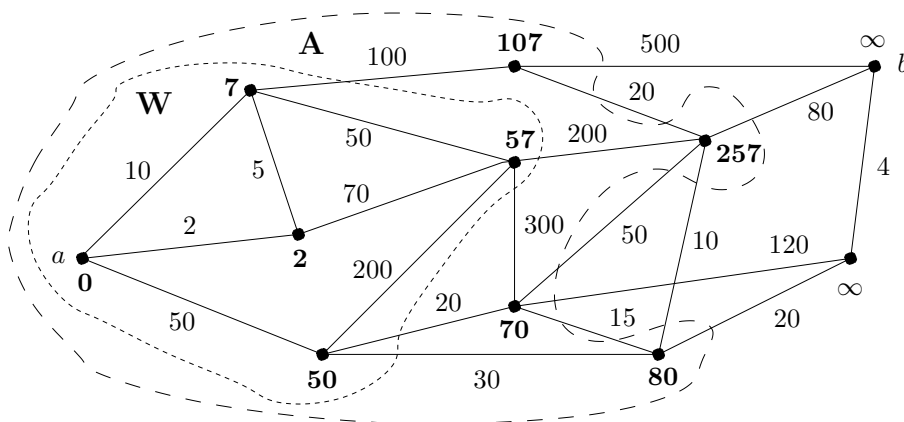


Abbildung 1.15: Welle, Ausläufer und Knotenmarkierungen während des Algorithmus von Dijkstra.

⁵Ansonsten wären noch einige Spezialfälle zu beachten, die aber an Laufzeit und Speicherplatz nichts ändern würden.

Abbildung 1.15 zeigt einen Zwischenstand bei der Berechnung des kürzesten Weges mit der aktuellen Welle W , dem aktuellen Ausläufer A und den aktuellen Knotenmarkierungen (fett).

Zur Implementierung des Algorithmus von Dijkstra wird eine Prioritätswarteschlange für den Ausläufer A benötigt. Diese soll eine Menge von Paaren $(p, d(p))$ verwalten. Die Operationen Einfügen eines Elementes, Löschen des Minimums werden insgesamt $O(n)$ mal durchgeführt. Vermindern des Wertes $d(p)$ kann insgesamt $O(m)$ mal durchgeführt werden. Die Elemente befinden sich bei diesen Operationen in bekannter Position, d. h. es kann ohne vorherige Suche darauf zugegriffen werden. Zur Realisierung dieser Warteschlange gibt es folgende Möglichkeiten:

Führen wir i mal einfügen, j mal vermindern und k mal löschen des Minimums in beliebiger Reihenfolge aus.

- Lineare Liste, unsortiert: Einfügen, Vermindern in $O(1)$, Löschen–Min in $O(i)$. Gesamtlaufzeit in $O(i^2 + j)$
- Fibonacci Heap (Fredman, Tarjan, 1987; beschrieben u.a. im Buch von Ottmann und Widmayer, [OW93]): Einfügen, Vermindern in $O(1)$ und Löschen–Min $O(\log i)$. Gesamtlaufzeit in $O(k \log i + i + j)$. [FT87]
- Relaxed Heap (Driscoll, Gabow, Shrairaman, Tarjan, 1988): Einfügen, Vermindern in $O(1)$, Löschen–Min in $O(\log i)$. Gesamtlaufzeit in $O(k \log i + j)$ [DGST88]

Wird der Algorithmus von Dijkstra mit Fibonacci–Heaps implementiert, kann man in einem Graph G mit n Knoten und m Kanten die kürzesten Wege von einem Knoten a zu allen übrigen Knoten in Zeit $O(n \log n + m)$ bestimmen.

Damit ist folgendes gezeigt:

Theorem 1.6

Gegeben seien h Polygone mit n Ecken, ein Startpunkt s und ein Zielpunkt t . Ein kürzester Weg von s nach t kann in Zeit $O(n^2)$ berechnet werden, die kürzesten Wege von s zu allen Ecken ebenfalls in Zeit $O(n^2)$.

Der Engpaß bei der bisherigen Berechnung kürzester Wege ist die Konstruktion des Sichtbarkeitsgraphen. Wie bereits erwähnt, kann dieser $\Omega(n^2)$ viele Kanten enthalten, jedoch auch viel weniger, vgl. Abbildung 1.4. Beim obigen Algorithmus brauchen wir stets eine Laufzeit von $\Omega(n^2)$ wegen der Konstruktion des Arrangements der dualen Geraden. Die Frage ist nun, ob sich der Sichtbarkeitsgraph auch output–sensitiv bzgl. seiner Größe berechnen läßt. Tatsächlich ist dies möglich: Zu einem Arrangement aus n Liniensegmenten, dessen Sichtbarkeitsgraph aus m Kanten besteht, sind folgende output–sensitive Algorithmen bekannt:

Overmars, Welzl, 1988: Zeit $O(m \log n)$ und Platz $O(n)$ [OW88],
 Ghosh, Mount, 1987: Zeit $O(n \log n + m)$ und Platz $O(m)$ [GM87, GM91],
 Pocchiola, Vegter, 1995: Zeit $O(n \log n + m)$ und Platz $O(n)$ [PV95].

Damit gilt:

Theorem 1.7 *Mit der Fibonacci–Heap Implementierung des Algorithmus von Dijkstra und der output–sensitiven Berechnung des Sichtbarkeitsgraphen lassen sich kürzeste Wege in Zeit $O(n \log n + m)$ berechnen.*

Bei der Laufzeit ist jedoch der Anteil von $O(n \log n)$ unvermeidlich:

Theorem 1.8 *(untere Schranke) In einer Umgebung von Polygonen mit insgesamt n Ecken braucht die Berechnung eines kürzesten Pfades Zeit $\Omega(n \log n)$.*

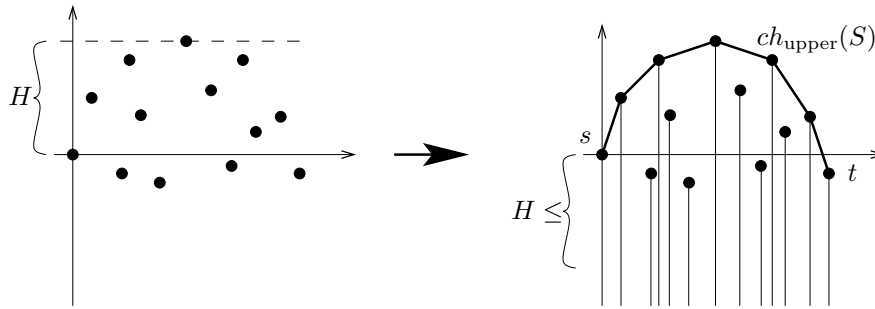


Abbildung 1.16: Reduktion: Konstruktion der konvexen Hülle auf Bestimmung des kürzesten Pfades.

Beweis.

Wir zeigen, daß sich die Konstruktion der konvexen Hülle auf die Berechnung kürzester Pfade reduzieren läßt. Da sich Sortieren auf die Konstruktion der konvexen Hülle reduzieren läßt, erhalten wir eine Laufzeit von $\Omega(n \log n)$.

Sei eine Menge von Punkten gegeben. Sei s der linkeste Punkt, t der rechteste Punkt und H die Höhe der vertikale Abstand zwischen niedrigsten und höchsten Punkt. Lege an jeden Punkt ein senkrecht nach unten zeigendes Liniensegment einer Länge $> 2H$. Dann entspricht der kürzeste Weg von s nach t der oberen konvexen Hülle, siehe Abbildung 1.16. \square

Die nächste Frage ist, ob man wirklich den Sichtbarkeitsgraphen konstruieren muß. In der Tat ist dies nicht nötig, folgender Ansatz ist als Locus Approach bekannt und sei hier nur kurz umrissen:

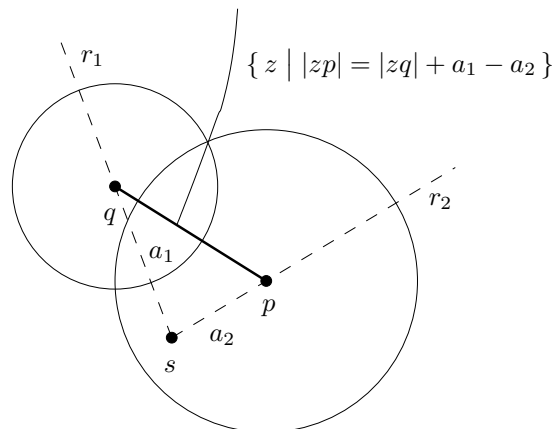


Abbildung 1.17: Berechnung der Shortest Path Map.

Wir zerlegen den freien Teil der Ebene in Regionen, so daß alle Punkte einer Region kombinatorisch gleiche⁶ Kürzeste zum Startpunkt s haben (Shortest Path Map). In Abbildung 1.17 sind genau für die Punkte auf der Hyperbel $H = \{ z \mid |zp| = |zq| + a_1 - a_2 \}$ die Wege von s über p oder über q gleich lang. Dies entspricht einem Voronoi-Diagramm mit additiven Gewichten, siehe Abschnitt A.3.4. Die Shortest Path Map läßt sich mit der Continuous Dijkstra Methode berechnen: Wir lassen um s einen Kreis wachsen. Wenn dieser eine Hindernisecke berührt, entsteht ein neuer Kreis, der mit der gleichen Geschwindigkeit wie die bisherigen Kreise um die Hindernisecke wächst (Wellenfront). Es wird festgehalten, von welchem Kreis ein Punkt der Ebene zuerst erreicht wird. Auf die Continuous Dijkstra Methode werden wir in Abschnitt 1.4 noch zurückkommen, wir halten hier nur fest:

⁶D. h. sie berühren dieselben Ecken in derselben Reihenfolge.

Theorem 1.9 (Hershberger, Suri, 1997)

Gegeben seien polygonale Hindernisse mit insgesamt n Ecken und ein fester Startpunkt s . Dann läßt sich in Zeit $O(n \log n)$ und Platz $O(n \log n)$ eine Karte der kürzesten Wege berechnen. Diese braucht $O(n)$ Platz und ermöglicht für einen beliebigen Zielpunkt t

- (i) in Zeit $O(\log n)$ die Entfernung von s zu bestimmen und
- (ii) in Zeit $O(\log n + k)$ den kürzesten Weg von s nach t zu berichten, wobei k die Anzahl der Kanten auf dem Weg ist. [HS99]

1.2 Kürzeste Pfade im Inneren eines einfachen Polygons

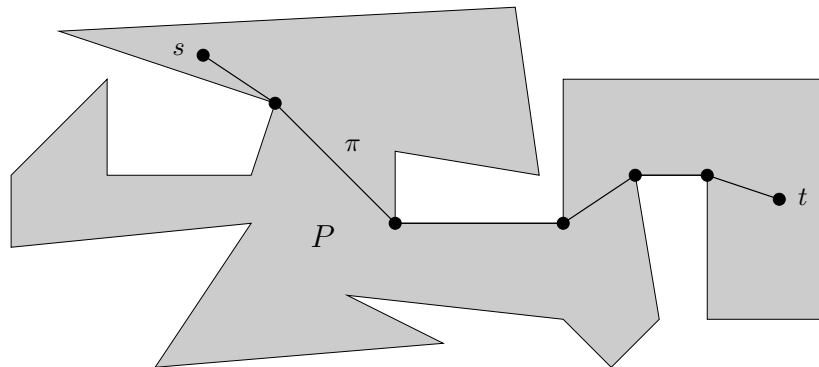


Abbildung 1.18: Kürzester Pfad im Inneren eines einfachen Polygons.

Betrachten wir nun das Problem, zu einem gegebenem einfachen Polygon mit n Ecken und zwei beliebigen Punkten s und t im Inneren des Polygons den kürzesten Pfad π zu bestimmen, der im Inneren des Polygons verläuft. Im Gegensatz zu dem Problem in Abschnitt 1.1 ist der kürzeste Pfad hier eindeutig bestimmt. Man kann sich den Pfad auch in diesem Fall als straff gespanntes Gummiband zwischen s und t vorstellen, das wie in Abschnitt 1.1 nur an den Ecken des Polygons abknicken kann.

1.2.1 Der Algorithmus von Lee und Preparata

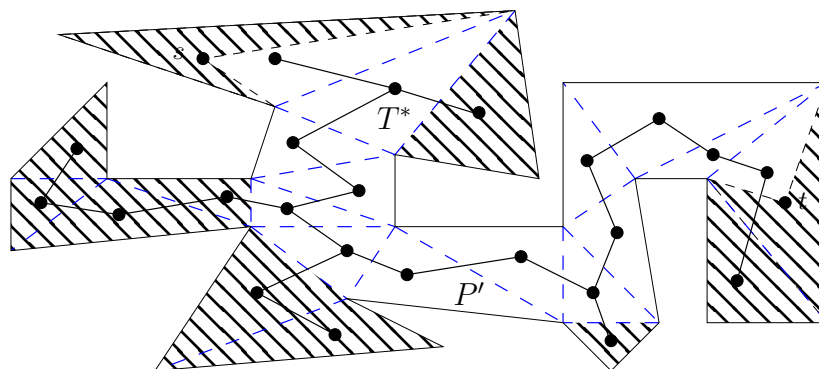


Abbildung 1.19: Triangulation T und dualer Graph T^* .

Wie in Abschnitt 1.1 ist unser Ansatz auch hier, das gegebene Problem in ein diskretes Problem zu verwandeln; dabei hilft uns die aus der Algorithmischen Geometrie bekannte Triangulation des Polygons:

Definition 1.10 Zu einem einfachen Polygon P ist die **Triangulation** T eine maximale Menge von kreuzungsfreien Liniensegmenten im Innern von P , deren Endpunkte auf den Ecken von P liegen. Der zur Triangulation T duale Graph T^* enthält die Dreiecke der Triangulation als Knoten und Kanten zwischen den Knoten von Dreiecken mit einer gemeinsamen Seite.

Aus der Algorithmischen Geometrie [Kle97] kennen wir ein randomisiertes Verfahren zur Berechnung der Triangulation in Zeit $O(n \log n)$, ein lineares Verfahren wurde 1991 von Chazelle vorgestellt [Cha91]; Abbildung 1.19 zeigt die Triangulation und den dualen Graphen zu dem Beispiel aus Abbildung 1.18.

Der duale Graph T^* ist ein Baum mit Knotengrad ≤ 3 , also entspricht dem kürzesten Pfad π von s nach t ein eindeutiger Pfad π_{T^*} im Baum T^* von dem Dreieck, das s enthält, zu dem

Dreieck, das t enthält. Nach Lokalisation der Dreiecke, die s bzw. t enthalten, läßt sich π_{T^*} durch Tiefensuche in T^* in linearer Zeit bestimmen.

Betrachten wir das Teilpolygon P' , das die Dreiecke längs π_{T^*} sowie zwei angesetzte Dreiecke mit Ecken s bzw. t enthält und sich in Zeit $O(n)$ bestimmen läßt, so muß der kürzeste Pfad π in P' verlaufen. Der nicht zu P' gehörende Teil ist in Abbildung 1.19 schraffiert dargestellt.

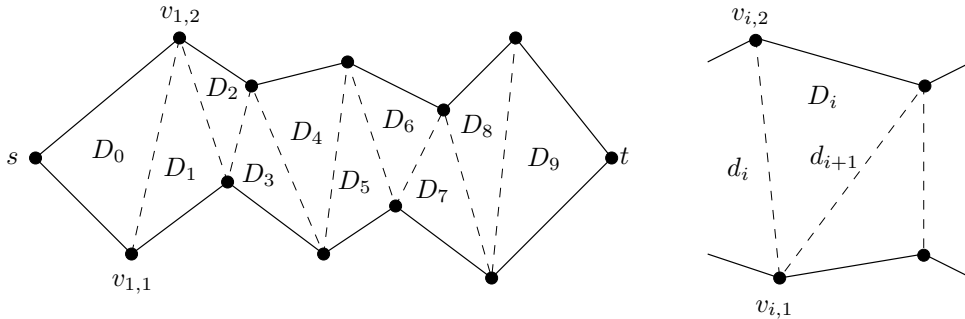


Abbildung 1.20: Kette von Dreiecken.

Damit reduziert sich das anfängliche Problem auf die Bestimmung des kürzesten Pfades von s nach t in P' . Dieses Polygon hat jedoch eine spezielle Eigenschaft: es besteht aus einer Kette von Dreiecken, bei der zwei konsekutive Diagonalen d_i, d_{i+1} immer eine gemeinsame Ecke haben, vgl. Abbildung 1.20. Das erlaubt uns, induktiv die Kürzesten $\pi(s, v_{i,1})$ und $\pi(s, v_{i,2})$, $1 \leq i \leq n$ von s zu den Endpunkten $v_{i,1}$ und $v_{i,2}$ der Diagonalen d_i zu bestimmen: der Fall $i = 1$ ist trivial, der kürzeste Weg besteht aus den beiden Kanten des Polygons mit Ecke s . Nehmen wir also per Induktion an, der kürzeste Pfad von s zu $v_{i,1}$ und $v_{i,2}$ sei bekannt. Die Gestalt der Pfade $\pi(s, v_{i,1})$ und $\pi(s, v_{i,2})$ ist in Abbildung 1.21 dargestellt: nach einem eventuellen gemeinsamen Teil vom Startpunkt s bilden sie einen Trichter mit der Diagonalen d_i als Oberseite.

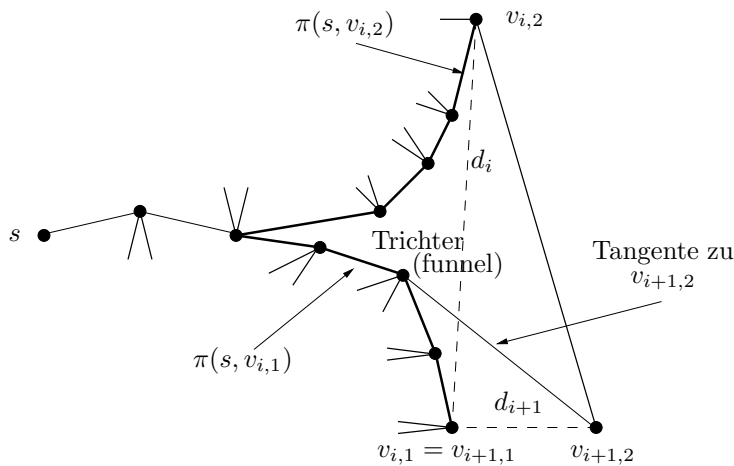


Abbildung 1.21: Trichter.

Sei o. B. d. A. $v_{i+1,1} = v_{i,1}$. Zu berechnen ist also der kürzeste Weg von s nach $v_{i+1,2}$. Dazu starte in $v_{i,2}$ und suche die Wand des alten Trichters gegen den Uhrzeigersinn nach einem Tangentialpunkt von $v_{i+1,2}$ ab. Diese Tangente gehört zum kürzesten Weg von s nach $v_{i+1,2}$. Dabei durchlaufene Kanten fallen entweder weg oder gehören zu einem gemeinsamen Stück des neuen Trichters und werden nie wieder besucht, so daß sich eine Laufzeit von $O(n)$ für die Bestimmung des kürzesten Weges von s nach t in P' ergibt. Damit haben wir folgendes Theorem gezeigt, vgl. Algorithmus 1.4:

Theorem 1.11 (Lee, Preparata, 1984)

Der kürzeste Pfad zwischen zwei Punkten in einem einfachen Polygon kann in Zeit $O(n)$ und Platz $O(n)$ bestimmt werden. [LP84]

Algorithmus 1.4 Kürzester Pfad in einem Polygon (Lee, Preparata)

- Berechne Triangulation T und dualen Graphen T^* des Polygons P . $O(n)$
 - Bestimme die Dreiecke D_s und D_t die s bzw. t enthalten. $O(n)$
 - Bestimme das Teilpolygon P' , das nur Dreiecke längs des Pfades von D_s nach D_t in T^* enthält (Tiefensuche). $O(n)$
 - Bestimme induktiv die Kürzesten $\pi(s, v_{i,1})$ und $\pi(s, v_{i,2})$, $1 \leq i \leq n$ von s zu den Endpunkten $v_{i,1}$ und $v_{i,2}$ der Diagonale d_i . $O(n)$
-

1.2.2 Der Algorithmus von Guibas und Hershberger

Das Ergebnis von Lee und Preparata läßt sich verbessern; wir benötigen dazu folgendes Theorem:

Theorem 1.12 (Cutting–Theorem, Chazelle, 1982)

Sei T eine Triangulation eines einfachen Polygons P , dann existiert eine Diagonale $d \in T$, so daß auf jeder Seite von d mindestens $\frac{n}{3} - 1$ Dreiecke liegen. [Cha82]

Beweis. Übungsaufgabe. Hinweis: Man nutze die Tatsache aus, daß der duale Graph von T ein Baum ist. □

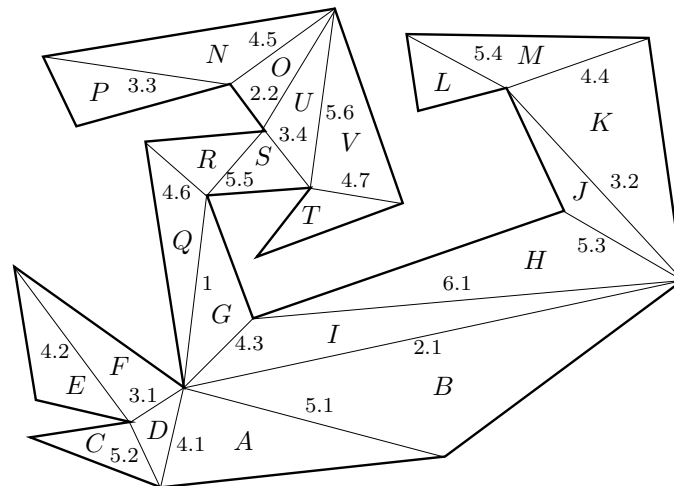


Abbildung 1.22: Balancierte hierarchische Triangulation.

Durch iterierte Anwendung von Theorem 1.12 auf die Teilpolygone zu beiden Seiten von d entsteht eine balancierte, hierarchische Zerlegung von P in Dreiecke, vgl. Abbildung 1.22. Diese Zerlegung läßt sich in einem Binärbaum \hat{T} darstellen, dessen Knoten den Diagonalen in T entsprechen, vgl. Abbildung 1.23. Die Wurzel von \hat{T} entspricht also der Diagonalen, die P in P_1 und P_2 unterteilt, die Kinder der Wurzel sind die Diagonalen der Zerlegungen von P_1 und P_2 etc. Bezeichnet $P(d)$ das Subpolygon, das von der Diagonalen d unterteilt wird, so entspricht jedem Knoten in \hat{T} ein Subpolygon $P(d)$ von P ; die Wurzel von \hat{T} entspricht P , die Blätter von

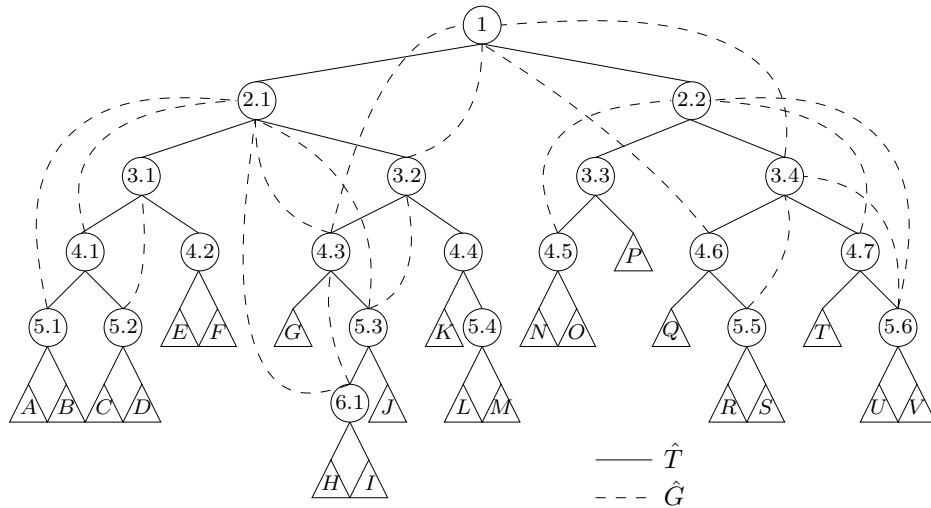


Abbildung 1.23: Baum der balancierten hierarchischen Triangulation.

\hat{T} den Dreiecken der Triangulation von P . Diese Subpolygone werden von Kanten von P und Diagonalen berandet.

Zur Illustration des Zusammenhangs zwischen den Pfaden in der Triangulation T und den Pfaden im Baum \hat{T} betrachten wir den Pfad von Dreieck P nach Dreieck M in Abbildung 1.22 und vergleichen die in T überquerten Diagonalen mit den in \hat{T} durchlaufenen Knoten:

T	3.3	4.5	2.2	3.4	5.5	4.6	1	4.3	6.1	5.3	3.2	4.4	
\hat{T}	3.3		2.2				1		2.1		3.2	4.4	5.4

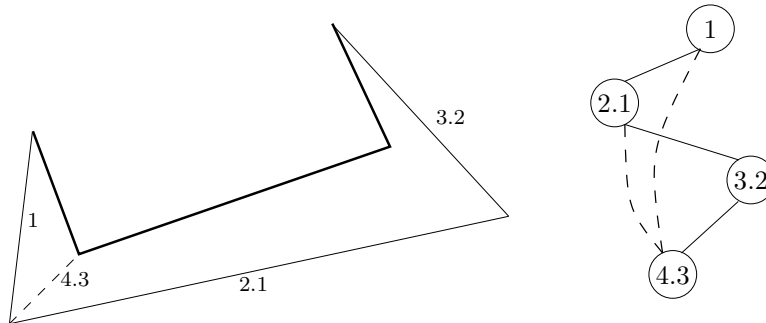
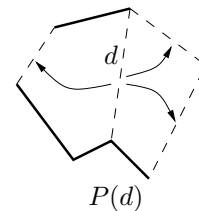


Abbildung 1.24: Subpolygon $P(d_{4.3})$ und Abkürzungen in \hat{G} .

Zu beobachten ist, daß der Pfad in \hat{T} im allgemeinen kürzer ist — da der Baum balanciert ist, ist die Länge des Pfades $O(\log n)$ —, jedoch enthält er Knoten, die Diagonalen entsprechen, die vom Pfad im Polygon nicht überquert werden, wie die Knoten 2.1 und 5.4 im obigen Beispiel. 5.4 ist dabei nur ein “falsches” Endstück, Probleme bereitet 2.1. Abhilfe schafft die Bereitstellung von Abkürzungen in \hat{T} :



kürzeste Pfade, die ein Subpolygon $P(d)$ passieren, passieren ein Paar von Diagonalen d_1, d_2 , die auf dem Rand von $P(d)$ liegen. Um diese Paare systematisch zu erfassen, werden beim Einfügen der Diagonalen d in \hat{T} zusätzliche Zeiger von d auf alle älteren Diagonalen, die das von d geteilte Polygon $P(d)$ beranden, hinzugefügt, siehe obige Abbildung. Wird im Beispiel von oben der Knoten 4.3 eingefügt, so werden die zusätzlichen Zeiger von 4.3 auf die Knoten 1 und 2.1 aufgenommen; mit dem Knoten 3.2 ist 4.3 schon in \hat{T} verbunden, siehe Abbildung 1.24. So

dem Pfad von d_1 nach d_{first} , wenn die Kante d in T^* mit Wurzel w Vorgänger von *genau einer* der beiden Kanten d_1 oder d_{first} ist. Vergleiche hierzu $d \in \{j, k, l\}$ in Abbildung 1.25. Die Diagonale j ist weder Vorgänger von d_1 noch von d_{first} . Die Diagonale k ist Vorgänger von d_1 und l ist Vorgänger von beiden Diagonalen d_1, d_{first} .

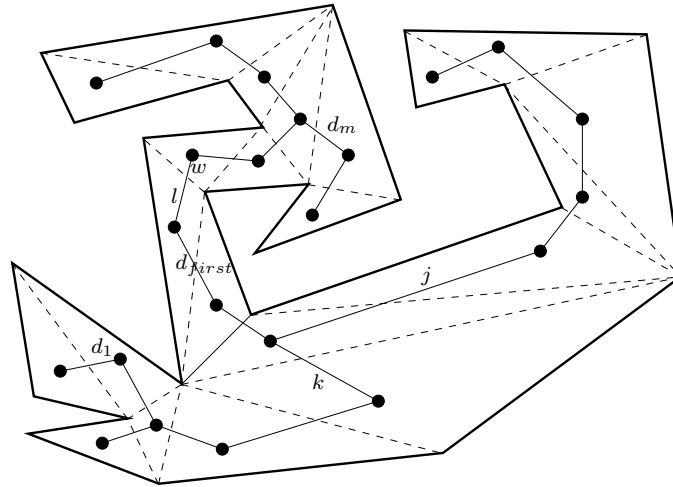


Abbildung 1.25: Diagonalen $j, k, l, d_1, d_{\text{first}}$ im dualen Baum T^* mit Wurzel w .

Identifiziere nun jede Kante d mit ihrem “unteren”, d. h. von der Wurzel w weiter entfernten Knoten $\delta(d)$.

$$\begin{aligned} \delta : \quad & \text{Kanten} \xrightarrow{\text{bijektiv}} \text{Knoten} \setminus \{w\} \\ \delta : \quad & \text{Kante } d \text{ von } T^* \mapsto \text{Knoten } \delta(d) \text{ der weiter von } w \text{ entfernt ist.} \end{aligned}$$

Es gilt:

$$\forall \text{ Kanten } d, d' : d \text{ ist Vorgänger von } d' \iff \delta(d) \text{ ist Vorgänger von } \delta(d').$$

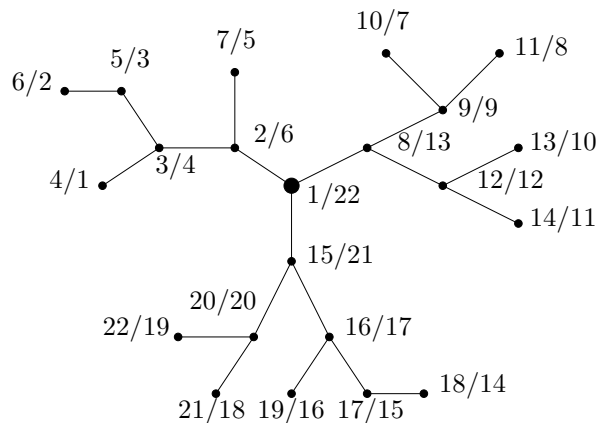


Abbildung 1.26: Prä- und Postorderdurchlauf.

Damit reduziert sich das Problem auf folgende Frage: Wie entscheidet man schnell für zwei Knoten a, b eines Baumes T^* mit Wurzel w , ob a Vorgänger von b ist. Dies kann wie in Algorithmus 1.5 beschrieben nach einem Preprocessing in Zeit $O(n)$ für jedes Knotenpaar in Zeit $O(1)$ entschieden werden.

(iii) Beim Einfügen berandet jede Diagonale zu jedem Zeitpunkt genau zwei Teilpolygone. Daraus folgt, daß von jedem Knoten in \hat{G} maximal zwei Kanten zu jeder tieferen Schicht führen. Weiter

Algorithmus 1.5 Schneller Test auf Vorgängerrelation im Baum

Preprocessing:

Durchlaufe T^* einmal in Präorder und einmal in Postorder und beschrifte jeden Knoten a mit seinen Werten $\text{pre}(a)$ und $\text{post}(a)$.

 $O(n)$ **Nun gilt:**

$$a \text{ ist Vorgänger von } b \iff \text{pre}(a) < \text{pre}(b) \wedge \text{post}(a) > \text{post}(b)$$

ist die Anzahl der Schichten unterhalb von d gleich der Höhe h von d in \hat{T} . Der Teilbaum von d in \hat{T} enthält wegen der Balancierung mindestens $\left(\frac{2}{3}\right)^h$ Blätter (Übungsaufgabe). Da die Teilbäume disjunkt sind, kann es höchstens $\frac{n}{\left(\frac{2}{3}\right)^h} = \left(\frac{3}{2}\right)^h n$ solcher Knoten der Höhe h geben. Also gilt:

$$|\hat{G}| \leq 2 \sum_d \text{Höhe von } d \leq 2 \sum_{h=1}^{\log_{\frac{3}{2}} n} h \left(\frac{2}{3}\right)^h n \in O(n),$$

da die Reihe $\sum_h hX^h$ für $X < 1$ den Konvergenzradius 1 hat. □

Wir wissen nun, daß jeder Pfad in P zwischen zwei Punkten nur eine logarithmische Anzahl von Subpolygonen passiert. Anstatt Wege der Länge $O(n)$ im dualen Graphen der Triangulation zu suchen, können wir also Wege der Länge $O(\log n)$ in \hat{G} betrachten und daraus mit Hilfe vorab berechneter Informationen den kürzesten Weg ableiten.

Dazu benutzen wir ‘Sanduhren’, eine Verallgemeinerung der Trichter (Abbildung 1.21) ohne festen Startpunkt, als Struktur zur Repräsentation aller kürzesten Wege zwischen zwei Diagonalen. Mit jeder Kante in \hat{G} ist eine Sanduhr verbunden. Durch Konkatenation der Sanduhren aller Diagonalen entlang eines Weges π' in \hat{G} erhält man eine Repräsentation aller kürzesten Wege zwischen den gewünschten Diagonalen.

Eine Sanduhr zwischen zwei Diagonalen $d_1 = \overline{ab}$ und $d_2 = \overline{cd}$ — a, c, d, b seien Eckpunkte von P im Uhrzeigersinn — wird von den beiden Diagonalen und den kürzesten Pfaden $\pi(a, c)$ und $\pi(b, d)$ berandet, vgl. Abbildung 1.27. Wir nennen eine Sanduhr *geschlossen*, falls $\pi(a, c)$ und $\pi(b, d)$ gemeinsame Segmente haben. In diesem Fall besteht die Sanduhr aus zwei Trichtern mit einer polygonalen Kette zwischen den Trichteröffnungen e und f . Ansonsten nennen wir die Sanduhr *offen*. Offene Sanduhren werden von zwei konvexen, polygonalen Ketten berandet, und die Diagonalen d_1 und d_2 sind gegenseitig sichtbar, d. h. es existiert ein Liniensegment \overline{gh} mit $g \in d_1$ und $h \in d_2$.

Über die Komplexität der Sanduhren gibt folgendes Lemma Auskunft:

Lemma 1.14 Die Gesamtkomplexität aller Sanduhren liegt in $O(n)$.

Beweis. Die Komplexität einer Sanduhr $S(d_i, d_j)$ hängt von der Höhe h der in \hat{T} tieferen Diagonalen ab. Sei d_j die tiefere Diagonale, dann läßt sich die Komplexität der Sanduhr $S(d_i, d_j)$ durch die Anzahl der Knoten unterhalb d_j abschätzen, also durch $(\text{Höhe von } d_j)^2$. Da wir beim Einfügen der Diagonalen d_j den Knoten d_j in \hat{G} mit den benachbarten Diagonalen verbinden, gibt es 2 Sanduhren, in denen d_j der tiefere Knoten ist. Analog zu Lemma 1.13(iii) gibt es $\left(\frac{2}{3}\right)^h n$ Knoten der Höhe h . Insgesamt erhalten wir:

$$2 \sum_{\text{Diagonale } d} (\text{Höhe von } d)^2 \leq 2 \sum_{h=1}^{\log_{\frac{3}{2}} n} (\# \text{Knoten der Höhe } h) \cdot h^2$$

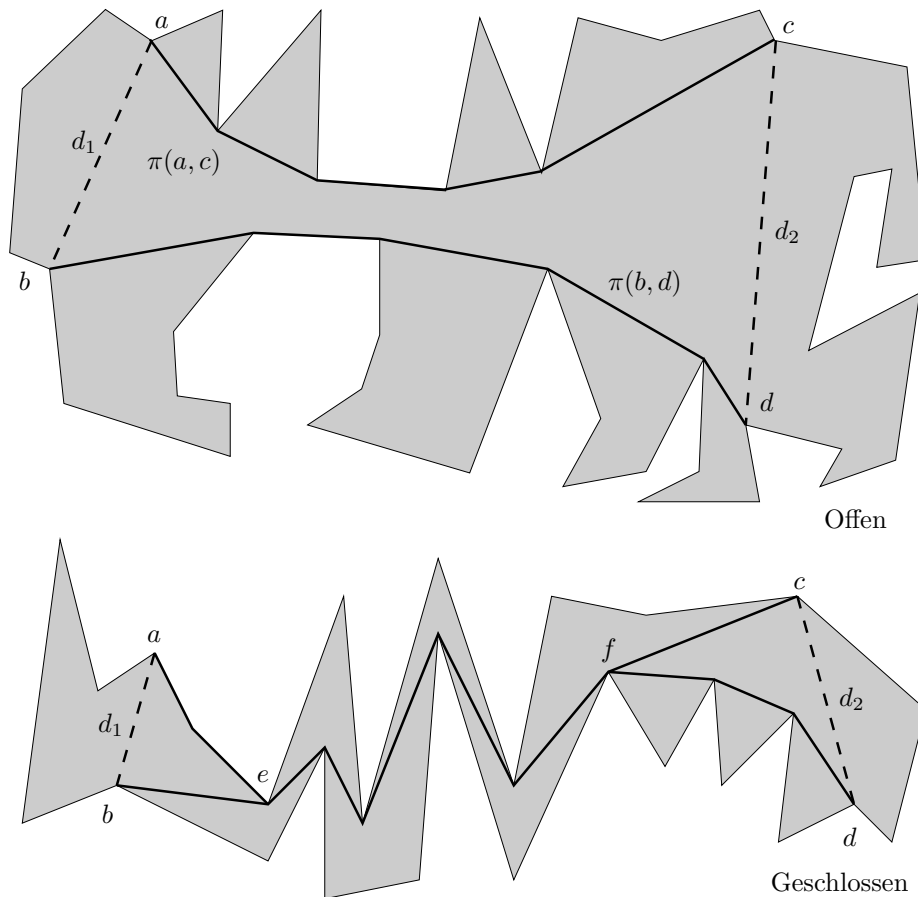


Abbildung 1.27: Offene und geschlossene Sanduhr zwischen $d_1 = \overline{ab}$ und $d_2 = \overline{cd}$.

$$\leq 2n \sum_{h=1}^{\log_{\frac{3}{2}} n} \left(\frac{2}{3}\right)^h \cdot h^2 = 2nC \in O(n)$$

□

Für den kürzesten Pfad zwischen zwei gegebenen Anfragepunkten $p \in d_1$ und $q \in d_2$ sind folgende Fälle zu betrachten:

- Im geschlossenen Fall besteht $\pi(p, q)$ aus der Konkatenation der Kürzesten $\pi(p, e)$, der polygonalen Kette $\pi(e, f)$ und $\pi(f, q)$.
- Ist die Sanduhr offen, sind folgende Fälle zu betrachten:
 - Sind p und q gegenseitig sichtbar, so ist $\pi(p, q) = \overline{pq}$.
 - Andernfalls betrachte $\mathcal{L} = \{\overline{rs} \mid r \in d_1, s \in d_2\}$. Wenn ein $\ell \in \mathcal{L}$ existiert, so daß p und q auf derselben Seite von ℓ liegen (o. E. auf der Seite von b und d), so besteht $\pi(p, q)$ aus der Tangente von p an $\pi(b, d)$, der Tangente von q an $\pi(b, d)$ und dem Stück von $\pi(b, d)$, das beide Tangentenendpunkte verbindet. Die Menge \mathcal{L} dient dabei nur der Anschauung, natürlich können nicht alle Liniensegmente explizit berechnet werden. Die Lage von p und q läßt sich auch durch sukzessive Tangentenbildung bestimmen.
 - Wenn jedes $\ell \in \mathcal{L}$ zwischen p und q liegt — o. E. liege p auf der Seite von a , q auf der Seite von d — setzt sich $\pi(p, q)$ zusammen aus der Tangente von p an $\pi(a, c)$, der Tangente von q an $\pi(b, d)$, der gemeinsamen Tangente zwischen $\pi(a, c)$ und $\pi(b, d)$

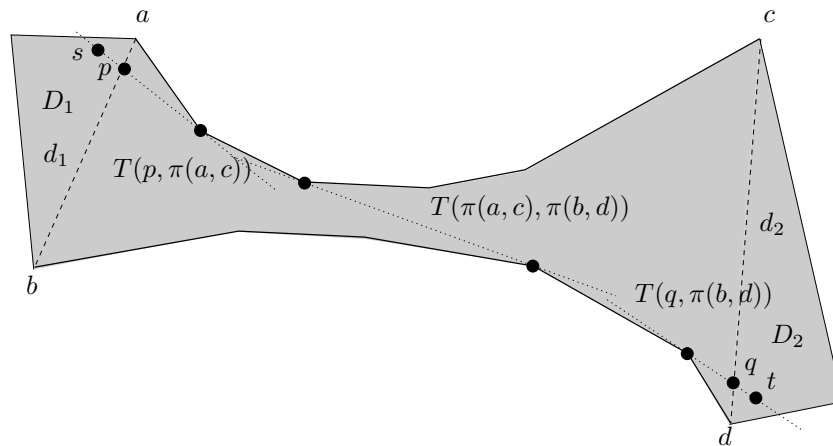


Abbildung 1.28: Kürzester Pfad in offener Sanduhr.

und den Teilen von $\pi(a, c)$ und $\pi(b, d)$, die die Tangentenendpunkte verbinden, siehe Abbildung 1.28.

Analog lassen sich kürzeste Wege zwischen zwei Punkten $s \in D_1$ und $t \in D_2$ finden, die in den d_1 und d_2 aufgesetzten Dreiecken D_1 und D_2 liegen.

Damit reduziert sich die Bestimmung kürzester Wege zwischen Punkten in d_1 und d_2 oder in den angrenzenden Dreiecken auf die Berechnung eines Tangentenpunktes auf konvexen Ketten. Dies läßt sich mit binärer Suche in Zeit $O(\log n)$ lösen; ein Verfahren, das auch bei der Konstruktion der konvexen Hülle benutzt wird, siehe Abbildung 1.29.

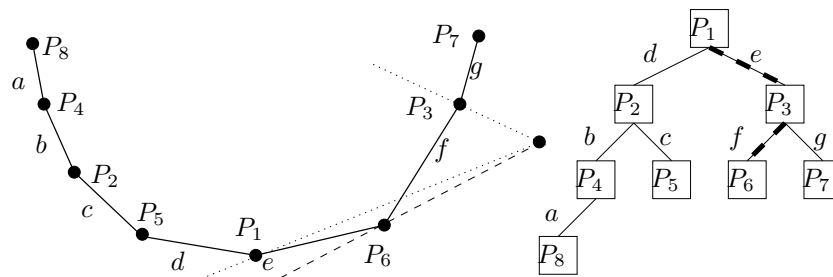
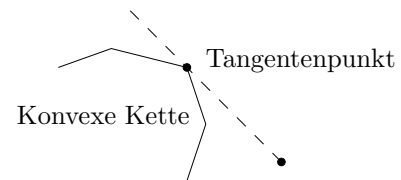


Abbildung 1.29: Speicherung einer Sanduhr in einem binären Baum.

Eine entscheidende Eigenschaft der Sanduhren ist, daß sie sich in logarithmischer Zeit konkatenieren lassen. Dabei sind einige Fallunterscheidungen zu treffen und Details zu beachten, z. B. kann die Konkatenation zweier offener Sanduhren geschlossen sein. Für Details sei hier auf die Arbeit von Guibas und Hershberger [GH87] verwiesen. Es gilt:

Lemma 1.15 *Eine Sanduhr zwischen zwei Diagonalen d_i und d_j werde von m_{ij} Dreiecken der Triangulation überdeckt. Es existiert eine Datenstruktur zur Speicherung der Sanduhren $S(d_i, d_j)$, die folgende Operationen unterstützt:*

- (i) Entfernung zwischen zwei Punkten in D_i und D_j in Zeit $O(\log m_{ij})$.
- (ii) Kürzeste zwischen zwei Punkten in D_i und D_j in Zeit $O(\log m_{ij} + k)$.
- (iii) Zusammensetzen zweier Sanduhren $S(d_i, d_j)$ und $S(d_j, d_\ell)$ zu einer Sanduhr $S(d_i, d_\ell)$ in Zeit und zusätzlichem Platz $O(\log m_{ij} + \log m_{j\ell})$.

Zusammenfassend erhalten wir Algorithmus 1.6 und folgendes Theorem:

Theorem 1.16 (Guibas, Hershberger, 1987)

Zu einem Polygon P mit n Ecken kann nach Triangulation und Vorbereitungszeit $O(n)$ zwischen zwei beliebigen Punkten a und b im Inneren von P die Entfernung in Zeit $O(\log n)$ und ein kürzester Pfad in Zeit $O(\log n + k)$ bestimmt werden, wobei k die Anzahl der Segmente auf dem kürzesten Pfad ist. Der Speicherbedarf liegt in $O(n)$. [GH87, GH89]

Eine einfachere Datenstruktur für Sanduhren findet sich in [Her91]. Offen ist die Frage, ob sich kürzeste Wege im Polygon in Zeit $O(n)$ ohne Triangulation berechnen lassen.

Algorithmus 1.6 Kürzeste Pfade in einem Polygon (Guibas, Hershberger)**Vorbereitungsphase:**

- Berechne Triangulation T , dualen Graphen T^* , hierarchische Triangulation \hat{T} und Schichtengraph \hat{G} .
- Bestimme Prä- und Postorderbeschriftungen der Knoten in T^* .
- Berechne für jede Kante (d_i, d_j) in \hat{G} die Sanduhr $S(d_i, d_j)$.
- Baue eine Suchstruktur auf, um Punkte schnell in den Dreiecken lokalisieren zu können (Point-Location).
- Bereite den Graphen \hat{G} für Pfadsuche vor.

Zeit und Platz $O(n)$ **Anfrage für Punkte p, q :**

- Bestimme die Dreiecke D_p und D_q . $O(\log n)$
- Bestimme in \hat{G} den Pfad zwischen den Diagonalen d_p und d_q :
 - Finde tiefsten gemeinsamen Vorfahren d_{first}
 - Betrachte Pfad $\pi_{\hat{T}}$ von D_p nach D_q in \hat{T} :
 Teste für jede Diagonale d in $\pi_{\hat{T}}$, ob d zwischen D_p und D_q in T liegt. Dies ist dann der Fall, wenn d Vorgänger von *entweder* D_p *oder* D_q in T^* ist.
- Liefert Pfad $\pi_{\hat{G}}$ mit Länge $O(\log n)$ in Zeit $O(\log n)$
- Konstruiere $S(d_p, d_q)$ aus den Sanduhren längs des Pfades $\pi_{\hat{G}}$ von D_p nach D_q im Graphen \hat{G} . $O(\log^2 n)$
 Durch Berechnung zusätzlicher Sanduhren im voraus in Zeit und Platz $O(n)$ auch dies auch möglich in Zeit $O(\log n)$
- Bestimme die Kürzeste von p nach q mit Hilfe von $S(d_p, d_q)$. $O(\log n + k)$

1.2.3 Anwendung: Berechnung des geodätischen Durchmessers

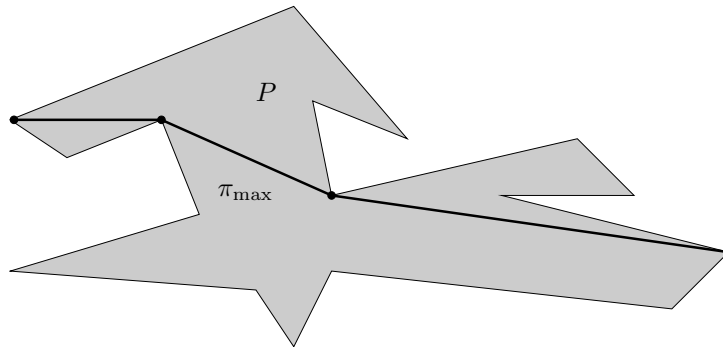


Abbildung 1.30: Ein Polygon und sein geodätischer Durchmesser.

Eine Anwendung von kürzesten Pfaden im Inneren eines Polygons ist die Bestimmung des geodätischen Durchmessers, der im Bereich der Mustererkennung eine Rolle spielt; Abbildung 1.30 zeigt ein Polygon mit seinem geodätischem Durchmesser.

Definition 1.17 Der geodätische Durchmesser π_{\max} eines Polygons P ist der längste kürzeste Pfad zwischen zwei Ecken im Inneren von P :

$$\pi_{\max} := \max_{p_i, p_j \text{ Ecken von } P} d(p_i, p_j).$$

Dabei bezeichnet $d(p_i, p_j)$ den geodätischen Abstand von p_i und p_j : die Länge des kürzesten Pfades von p_i nach p_j .

Ein naiver Ansatz wäre, für jedes Paar (p_i, p_j) den geodätischen Abstand $d(p_i, p_j)$ nach Theorem 1.16 in Zeit $O(\log n)$ und Vorbereitungszeit $O(n)$ zu berechnen und dann das Maximum dieser Abstände zu bestimmen; damit könnten wir den geodätischen Durchmesser in Zeit $O(n^2 \log n)$ berechnen.

Auch hier läßt sich mehr erreichen, die folgenden beiden Ideen gehen auf Aggarwal, Klawe, Moran, Shor und Wilber (1986) zurück. [AKM⁺87a]

1. Idee:

Nutze aus, daß die paarweisen Abstände $d(p_i, p_j)$ nicht voneinander unabhängig sind. Konkret gilt für alle Ecken p_i, p_j, p_ℓ, p_m , die in dieser Reihenfolge auf dem Rand des Polygons liegen:

$$d(p_i, p_m) + d(p_j, p_\ell) < d(p_i, p_\ell) + d(p_j, p_m).$$

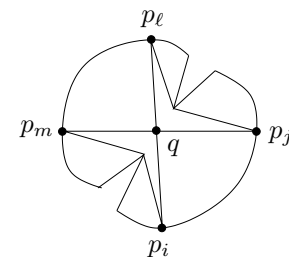
Dies folgt aus den Dreiecksungleichungen

$$d(p_i, p_m) \leq d(p_i, q) + d(q, p_m) \text{ und}$$

$$d(p_j, p_\ell) \leq d(p_j, q) + d(q, p_\ell) \text{ mit}$$

$$d(p_j, p_m) = d(p_j, q) + d(q, p_m) \text{ und}$$

$$d(p_i, p_\ell) = d(p_i, q) + d(q, p_\ell).$$



Seien p_1, p_2, \dots, p_n die Ecken des Polygons gegen den Uhrzeigersinn. Definiere eine $n \times n$ Matrix $A = (a_{i\ell})$ durch:

$$a_{i\ell} = \begin{cases} \ell - n & \text{für } 1 \leq \ell \leq i \\ d(i, \ell) & \text{für } i + 1 \leq \ell \leq n \end{cases}$$

Dabei sei $d(i, j) := d(p_i, p_j)$. Die Matrix A besteht im oberen Dreieck aus Pfadlängen, im unteren Dreieck aus negativem Füllwerk.

$$\begin{matrix} & 1 & 2 & 3 & & n-1 & n \\ \begin{matrix} 1 \\ 2 \\ 3 \\ \vdots \\ n-1 \\ n \end{matrix} & \left(\begin{array}{cccccc} 1-n & \boxed{d(1,2)} & d(1,3) & \dots & d(1,n-1) & d(1,n) \\ 1-n & 2-n & \boxed{d(2,3)} & \dots & d(2,n-1) & d(2,n) \\ 1-n & 2-n & 3-n & \dots & d(3,n-1) & d(3,n) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ 1-n & 2-n & 3-n & \dots & \dots & \boxed{d(n-1,n)} \\ 1-n & 2-n & 3-n & \dots & \dots & 0 \end{array} \right) \end{matrix}$$

Definition 1.18 Eine $n \times m$ -Matrix $A = (a_{i\ell})$ heißt **monoton**, falls

$$\forall 1 \leq i < j \leq n, 1 \leq k < \ell \leq m : (a_{ik} < a_{i\ell} \Rightarrow a_{jk} < a_{j\ell}).$$

Anschaulich:

$$\begin{matrix} & k & \ell \\ i & \left(\begin{array}{cc} a_{ik} < a_{i\ell} \\ \Downarrow \\ a_{jk} < a_{j\ell} \end{array} \right) \\ j & \end{matrix}$$

Bemerkung. Sei A eine monotone Matrix. Dann gilt: je tiefer die Zeile, desto weiter rechts liegt das linkeste Zeilenmaximum.

So kann in folgender monotonen Matrix das Maximum der dritten Zeile nicht links von der vierten Spalte stehen — dem Maximum der zweiten Zeile.

$$\begin{pmatrix} 5 & 4 & 3 & 2 & 1 & 0 \\ 1 & 7 & 3 & \boxed{9} & 4 & 8 \\ 4 & 6 & 5 & \boxed{8} & 8 & 9 \end{pmatrix}$$

Lemma 1.19 Die oben definierte Matrix A ist *monoton*.

Beweis.

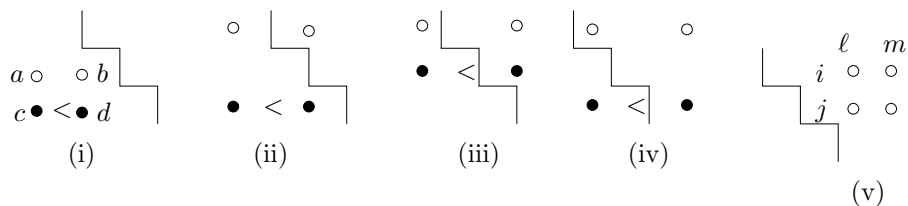


Abbildung 1.31: Fallunterscheidung nach Lage von A in T .

Sei $T = \begin{pmatrix} a_{i\ell} & a_{im} \\ a_{j\ell} & a_{jm} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix}$ mit $i < j, \ell < m$ eine Untermatrix von A . Je nach Lage von T in A unterscheiden wir folgende Fälle, siehe Abbildung 1.31: In Fall (i) liegt T unterhalb der Treppe, in diesem Fall — und ebenso in den Fällen (ii) bis (iv) gilt $c < d$.

Als einzig interessanter Fall bleibt (v). In diesem Fall folgt aus der Definition der Matrix A : $i < j < \ell < m$. Die Ungleichung $j < \ell$ gilt, da sich $a_{i\ell}$ oberhalb der Diagonalen der Matrix befindet. Insgesamt folgt aus den Annahmen $i < j, \ell < m$, dass $1 \leq i < j < \ell < m \leq n$ gilt und sich somit die Punkte i, j, ℓ, m in dieser Reihenfolge auf dem Rand des Polygons befinden.

Für die Knoten auf dem Rand des Polygons gilt deshalb $d(i, m) + d(j, \ell) \leq d(i, \ell) + d(j, m)$, aus $d(i, \ell) < d(i, m)$ folgt also $d(j, \ell) < d(j, m)$. □

2. Idee:

Theorem 1.20 *Sei A eine monotone $n \times m$ -Matrix, $n \leq m$. Dann läßt sich das maximale Element in Zeit $O(m)$.*

Beweis. Berechne mit Algorithmus 1.8 für jede Zeile i das am weitesten links stehende Maximum $\max(i)$. Die Anzahl der Vergleiche in Algorithmus 1.7 ist dabei beschränkt durch das Maximum der Anzahl Zeilen (Anzahl der Elemente auf der Diagonalen) und dem der Anzahl der Spalten (maximale Anzahl der Spaltenstreichungen), also m .

Damit ist nur noch die Laufzeit von Algorithmus 1.8 zu bestimmen: Sei $T(n)$ die Anzahl der Zugriffe auf Matrixelemente der Prozedur Zeilenmaxima. Sei $n = 2^k$:

$$\begin{aligned} T(n) &\leq T\left(\frac{n}{2}\right) + C \cdot n + O(m) \\ &\leq T\left(\frac{n}{4}\right) + C \cdot \frac{n}{2} + C \cdot n + O(m) \\ &\leq \dots \\ &\leq T(1) + C \left(\frac{1}{2^{k-1}} + \frac{1}{2^{k-2}} + \dots + \frac{1}{2} + 1 \right) \cdot n + O(m) \\ &\in O(n + m) \\ &\in O(m) \end{aligned}$$

□

Bemerkung: Im ersten Rekursionsschritt entstehen $O(m)$ Kosten für die Spaltenreduktion zu einer quadratischen Matrix. In den weiteren Rekursionsschritten sind die Kosten der Spaltenreduktion in der Konstante C enthalten. Analog entstehen am Ende einmalig zusätzlich $O(m)$ Kosten für die Berechnung der Maxima der ungeraden Zeilen.

Da wir nach Theorem 1.20 die Zeilenmaxima in Zeit $O(m)$ bestimmen können, folgt direkt, dass wir nur $O(m)$ Matrixelemente miteinander vergleichen müssen.

Mit Theorem 1.20 können wir zu einer *gegebenen* Matrix schnell das maximale Element ausrechnen. Allerdings würde es uns schon Zeit $O(n^2)$ kosten, die Matrix A aufzustellen! Hier hilft uns die Tatsache, daß wir gar nicht alle $O(n^2)$ Einträge der Matrix brauchen, sondern mit $O(n)$ Vergleichen auskommen. Wir berechnen die Matrix A also nicht explizit, sondern die benötigten Matrixelemente erst dann, wenn sie gebraucht werden. Damit gilt:

Theorem 1.21 *Der geodätische Durchmesser eines einfachen Polygons mit n Ecken läßt sich in Zeit $O(n \log n)$ bestimmen. Es läßt sich sogar für jede Ecke der am weitesten entfernte Partner in dieser Zeit feststellen.* [AKM⁺87a]

Durch bessere Kombination von Matrixsuche und Kürzestenbestimmung ist dies sogar in Zeit $O(n)$ möglich (Hershberger, Suri, 1993, [HS93, HS97]).

Algorithmus 1.7 Spaltenreduktion

Input: monotone $n \times m$ -Matrix A , $n \leq m$.**Output:** monotone $n \times n$ -Matrix A' mit denselben Zeilenmaxima wie A ; aus der Position von $\max(i)$ in A' ist $\max(i)$ in A rekonstruierbar.

Beginnend mit $a_{1,1}$ teste, ob $a_{i,i} < a_{i,i+1}$ ist. Ist dies der Fall, streiche die i -te Spalte, da die Elemente der i -ten Spalte wegen der Monotonieeigenschaft keine Zeilenmaxima mehr sein können. Vergleiche dann $a_{i-1,i-1}$ mit $a'_{i-1,i} = a_{i-1,i+1}$ usw. Ist $a_{i,i} \geq a_{i,i+1}$, inkrementiere i ; vergleiche also als nächstes $a_{i+1,i+1}$ mit $a_{i+1,i+2}$.

Lautet die Antwort für alle Elemente auf der Diagonalen "nein", so sind alle Elemente der n -ten Spalte größer gleich den Elementen der Spalte $(n+1)$, also können wir die $(n+1)$ -ten Spalte streichen und mit dem Test $a_{n,n} \stackrel{?}{<} a_{n,n+2}$ fortfahren.

Als Output erhalten wir eine quadratische Matrix mit der Eigenschaft, dass die Elemente rechts von der Diagonalen in jeder Zeile eine monoton fallende Folge bilden, d.h. $a_{i,j} \geq a_{i,j+1} \forall j \geq i$.

Algorithmus 1.8 Zeilenmaxima

Input: monotone $n \times m$ -Matrix B , $n \leq m$ **Output:** alle linkesten Zeilenmaxima $\max(i)$, $1 \leq i \leq n$

- $C :=$ alle Zeilen von B mit geradem Zeilenindex; $O(n)$
 - $C' :=$ Spaltenreduktion(C); $O(m)$
 - Zeilenmaxima(C'); /* C' ist $\frac{n}{2} \times \frac{n}{2}$ -Matrix */ $T(\frac{n}{2})$
 - Rekonstruiere Zeilenmaxima von C ; /* = gerade Zeilen von B */ $O(n)$
 - Berechne die Maxima der ungeraden Zeilen von B :
Wegen Bemerkung nach Definition 1.18 liegt $\max(2i+1)$ zwischen den Spalten, in denen $\max(2i)$ und $\max(2i+2)$ liegen. Da sich die Intervalle, in denen nach den Maxima der ungeraden Zeilen gesucht werden muß, nicht überlappen, ist dies möglich in Zeit $O(m)$
-

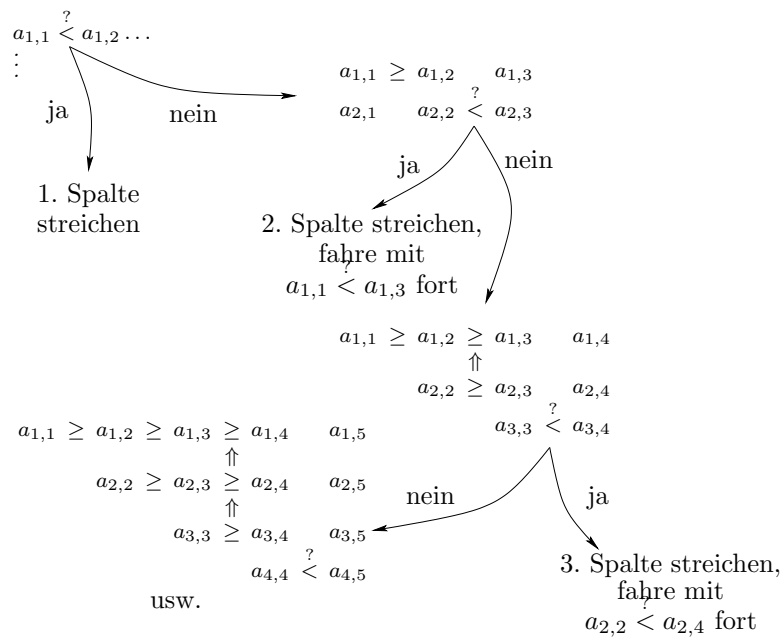


Abbildung 1.32: Spaltenreduktion.

1.2.4 Shortest Watchman Routes

Eine andere Anwendung von kürzesten Pfaden innerhalb eines Polygons ist die Berechnung der kürzesten Wächterroute oder Shortest Watchman Route (SWR). Gesucht ist der kürzeste Weg in einem Polygon, den ein Wachmann oder Roboter mit unbeschränkter Sicht gehen kann und auf dem Weg jeden Punkt in dem Polygon mindestens einmal sieht.⁹ Eine Route ist stets ein geschlossener Weg, d. h. der Roboter kehrt zum Startpunkt zurück. Bei der einfacheren Variante des Shortest Watchman Problems ist der Startpunkt des Roboters und damit der Route gegeben, bei der schwierigeren Variante sucht man die kürzeste Route, die in einem beliebigen Punkt des Polygons startet. Ebenfalls schwieriger zu berechnen als eine SWR ist eine Shortest Watchman Tour, also ein Pfad, der jeden Punkt im Polygon einmal sieht, jedoch nicht zum Startpunkt zurückkehrt. Das Shortest Watchman Problem wurde 1986 von Chin und Ntafos vorgestellt [CN86]. Seitdem wurden zahlreiche Arbeiten zur Berechnung der SWR veröffentlicht, von denen sich jedoch viele als fehlerhaft herausgestellt haben oder bzgl. der Laufzeit verbessert wurden, siehe z. B. [CN91, THI93, TH93, HN97, THI99, CJN99, CJ95].

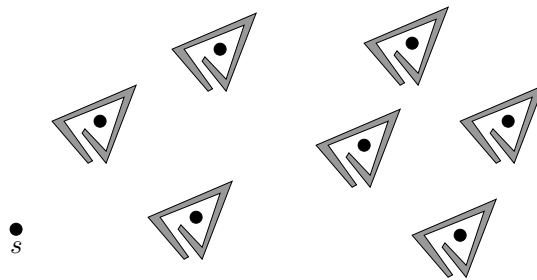


Abbildung 1.33: Die Berechnung einer SWR liefert eine Besuchsreihenfolge der Punkte.

Im allgemeinen ist die Berechnung einer SWR schwierig:¹⁰

Theorem 1.22 (Chin, Ntafos, 1986)

Die Berechnung einer Shortest Watchman Route in einer Szene mit polygonalen Hindernissen (Polygon mit Löchern) ist NP-hard. [CN86, CN88]

Beweis. In Polygonen mit Löchern läßt sich das Traveling Salesman Problem auf das Shortest Watchman Problem reduzieren: die Bestimmung der kürzesten Besuchsreihenfolge der polygonalen Löcher entspricht dem TSP. Wir umgeben alle Punkte aus der Eingabe für das TSP mit einem Hindernis, das die Sicht auf alle anderen Punkte abschneidet, siehe Abbildung 1.33. Jedes dieser Hindernisse hat $O(1)$ Kanten und die Konstruktion der gesamten Szene ist in Zeit $O(n)$ möglich. Eine Lösung für das Shortest Watchman Problem in dieser Szene liefert eine kürzeste Besuchsreihenfolge der Punkte und damit eine Lösung für das TSP. \square

Wir beschränken uns daher auf einfache Polygone, d. h. Polygone ohne Selbstschnitte und Löcher, und auch in dieser Klasse von Polygonen zunächst nur auf zwei Spezialfälle, siehe Abbildung 1.34.

Definition 1.23 Ein Polygon P heißt **monoton**, wenn eine Gerade ℓ existiert, so daß für jede zu ℓ orthogonale Gerade ℓ' der Schnitt von P mit ℓ' zusammenhängend ist, d. h. der Schnitt ist ein Liniensegment, ein Punkt oder leer. Ist die Gerade ℓ eine Parallele zur Y -Achse, so heißt P **y-monoton**.

P heißt **rechtwinklig**, wenn jeder innere Winkel 90° oder 270° beträgt.

Den einfachsten Fall stellen rechtwinklige, monotone Polygone dar:

⁹Ein Weg π sieht das gesamte Polygon P $:\Leftrightarrow$ zu jedem Punkt $p \in P$ existiert ein Punkt $p' \in \pi$, so daß das Liniensegment $\overline{pp'}$ vollständig in P liegt.

¹⁰Zu den Begriffen NP-hard und NP-vollständig siehe Anhang.

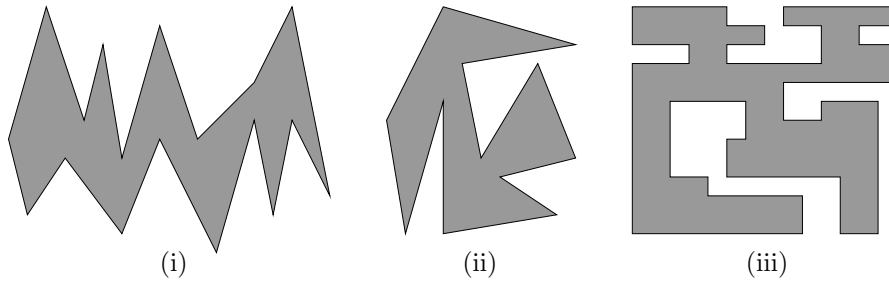


Abbildung 1.34: (i) X-monotones Polygon, (ii) nicht-monotones Polygon, (iii) rechtwinkliges Polygon.

Theorem 1.24 (Chin, Ntafos, 1986)

In einem rechtwinkligen, monotonen Polygon kann die Shortest Watchman Route in Zeit $O(n)$ berechnet werden. [CN86, CN88]

Beweis. Übungsaufgabe. □

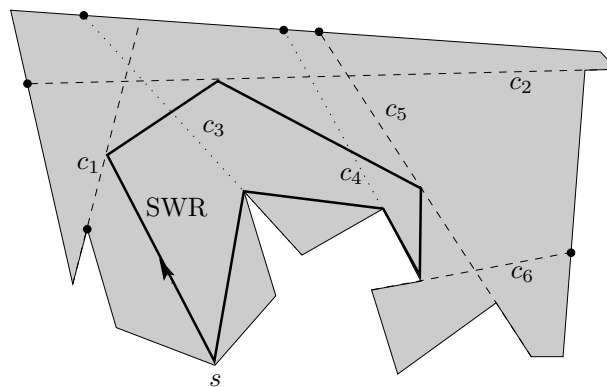


Abbildung 1.35: Polygon mit notwendigen Cuts (gepunktet), wesentlichen Cuts (gestrichelt) und Shortest Watchman Route.

Auch in rechtwinkligen, nicht-monotonen Polygonen kann die SWR recht einfach berechnet werden. Wir brauchen dazu einige Begriffe, die wir gleich für allgemeine — d. h. nicht-rechtwinklige — Polygone einführen.

Definition 1.25 Die Verlängerungen der Kanten von reflexen Ecken¹¹ in das Polygon hinein sind die **Cuts** des Polygons. Von den beiden Cuts einer reflexen Ecke ist nur einer interessant, nämlich derjenige, der bzgl. des Startpunktes s die Sicht blockiert.¹² Wir nennen diese Cuts **notwendige Cuts**. Ein Cut c_1 **dominiert** einen Cut c_2 , wenn jeder Weg von s zu c_1 den Cut c_2 schneidet. Notwendige Cuts, die von keinem anderen notwendigen Cut dominiert werden, heißen **wesentliche Cuts**.

Ein Cut c_i teilt das Polygon in zwei Teile. Die zu c_i gehörende **Tasche** P_{c_i} ist der Teil, der den Startpunkt s nicht enthält. Damit können wir definieren — und man kann leicht sehen, daß beide Definitionen äquivalent sind —, daß ein Cut c_1 einen anderen Cut c_2 dominiert, wenn $P_{c_1} \subset P_{c_2}$ gilt.

Cuts, die von anderen dominiert werden, werden sozusagen nebenbei exploriert und müssen nicht weiter berücksichtigt werden. Abbildung 1.35 zeigt ein Beispiel für ein Polygon mit seinen notwendigen und wesentlichen Cuts. c_3 und c_4 sind nicht wesentlich, da jeder Weg zu c_5 über diese Cuts führt. c_5 dominiert c_3 und c_4 . Die SWR (und jede andere Explorationstour) berührt

¹¹Polygonecke, deren Innenwinkel $> \pi$ ist.

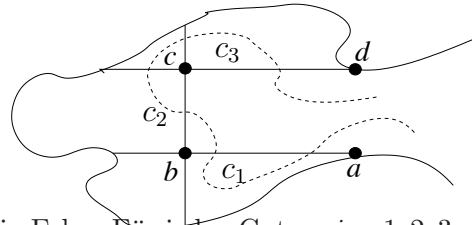
¹²Anschaulich der Cut, den wir überschreiten müssen, um hinter die Ecke schauen zu können.

alle wesentlichen Cuts und die Menge der wesentlichen Cuts ist die kleinste Menge von Cuts, die besucht werden müssen, um das ganze Polygon zu sehen.

In einem Polygon mit gegebenem Startpunkt s können wir die Cuts entsprechend dem im Uhrzeigersinn ersten Schnittpunkt zwischen Cut und Polygonrand ordnen, siehe Abbildung 1.35. Es gilt:

Lemma 1.26 *In einem rechtwinkligen Polygon existiert stets eine SWR, die die wesentlichen Cuts gemäß der Ordnung auf dem Rand besucht.*

Beweis. Wir zeigen zunächst, dass eine SWR nie in eine Tasche hineinläuft bzw. es wird kein wesentlicher Cut überschritten. Kritisch sind nur Situationen, wo sich wesentliche Cuts schneiden. Dies können bei rechtwinkligen Polygonen maximal vier in Folge sein. Wir betrachten die Situation mit drei Cuts in Folge. Für jeden Cut c_i , $i = 1, 2, 3$ gilt: Wenn man den Weg in der Tasche von c_i durch die orthogonale Projektion auf c_i ersetzt, werden die gleichen Cuts besucht wie vorher. Der Weg wird dabei nur kürzer. Daher reicht es, die Cuts $c'_1 = ab$, $c'_2 = bc$, $c'_3 = cd$ zu besuchen, ohne in die Taschen zu laufen. Eine kürzeste Tour darf keine Selbstschnitte haben, sonst könnte man die Tour lokal abkürzen. Es folgt somit, dass nur durch Besuchen der Cuts entlang der Ordnung auf dem Rand eine schnittfreie und somit kürzeste Tour entsteht. \square



Algorithmus 1.9 Shortest Watchman Route in einfachen Polygonen

- Bestimme die wesentlichen Cuts c_1, \dots, c_k . $O(n)$
 - Schneide die Teile des Polygons ab, die bzgl. des Startpunktes hinter wesentlichen Cuts liegen. $O(n)$
 - Trianguliere das resultierende Polygon P' . $O(n)$
 - Konstruiere P'' durch "Roll-Out" von P' : $O(n)$
 - $P^{(1)}$ seien die relevanten Dreiecke von P' auf dem Weg im dualen Graphen T^* von s nach c_1 .
 - Für jeden Cut c_i , $i = 2, \dots, k$: Erweitere $P^{(i-1)}$ zu $P^{(i)}$ durch alle relevanten Dreiecke entlang des Randes von P' auf dem Weg von c_{i-1} zu c_i , gespiegelt an den Cuts c_1, \dots, c_{i-1} und angesetzt an c_{i-1} .
 - Erweitere $P^{(k)}$ zu P'' wie oben durch alle relevanten Dreiecke auf dem Weg von c_k nach s . Dabei entsteht eine gespiegelte Kopie s' des Zielpunktes.
 - Berechne in P'' den kürzesten Weg π von s nach s' . $O(n)$
 - Die SWR entsteht durch "zurückfalten" der Liniensegmente in π .
-

Lemma 1.26 liefert uns den Algorithmus für die Berechnung einer SWR:

Theorem 1.27 (Chin, Ntafos, 1986)

In einem rechtwinkligen Polygon kann die Shortest Watchman Route in Zeit $O(n)$ berechnet werden. [CN86, CN88]

Beweis. Algorithmus 1.9 berechnet die SWR in einem rechtwinkligen Polygon. Abbildung 1.36 zeigt ein Beispiel.

Die wesentlichen Cuts lassen sich in Zeit $O(n)$ berechnen (ohne Beweis). Damit bleibt zu zeigen, daß P'' nicht mehr als $O(n)$ Kanten enthält. Dazu betrachten wir den zur Triangulation dualen Graphen T^* . Dem sukzessiven Besuch der Cuts c_1, \dots, c_n entspricht ein Depth-First Durchlauf von T^* . Jede Kante von T^* wird dabei zweimal durchlaufen. Damit wird auch jedes Dreieck der Triangulation maximal zweimal in P'' übernommen und die Anzahl der Kanten von P'' liegt in $O(n)$. \square

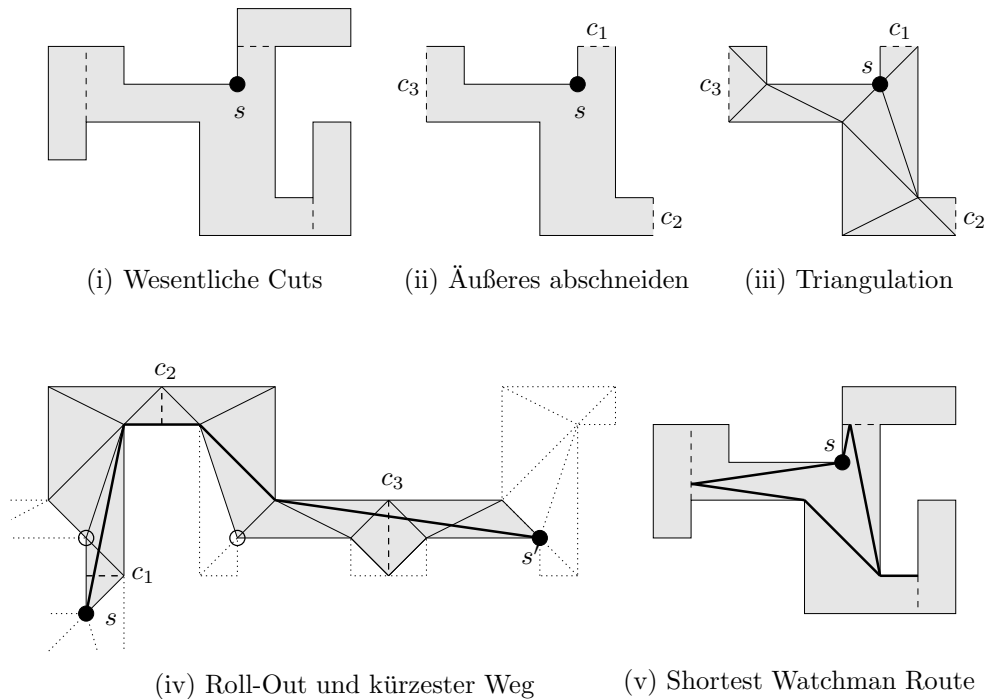


Abbildung 1.36: Berechnung der SWR in einem rechtwinkligen Polygon.

Algorithmus 1.9 wäre mit leichten Modifikationen bei gleicher Laufzeit in Polygonen anwendbar, in denen sich je maximal zwei wesentliche Cuts gegenseitig schneiden, da auch Polygone dieser Art Lemma 1.26 erfüllen. In allgemeinen Polygonen können sich allerdings mehr als zwei Cuts gegenseitig schneiden. Wir nennen solche Mengen von Cuts eine “Corner”. In solchen Situationen ist nicht von vornherein klar, in welcher Reihenfolge die Cuts besucht werden.

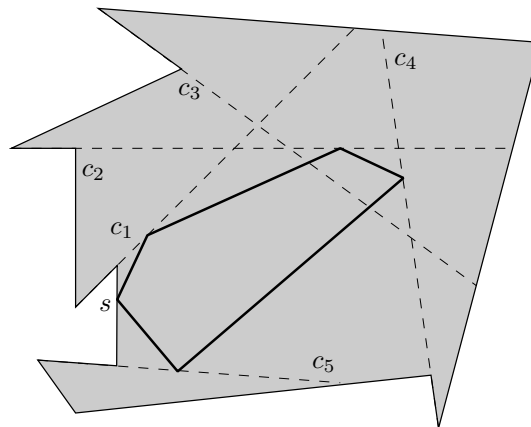


Abbildung 1.37: Eine “Corner”: die Cuts c_1, c_2, c_3 und c_4 schneiden sich gegenseitig.

Definition 1.28 Eine “Corner” ist eine geordnete Menge von Cuts c_i, c_{i+1}, \dots, c_j , für die gilt

- (i) c_k schneidet c_{k+1} für $k \in \{i, \dots, j-1\}$,
- (ii) c_i schneidet c_{i-1} *nicht* und
- (iii) c_j schneidet c_{j+1} *nicht*.

Betrachte Abbildung 1.37: die Cuts c_1, c_2, c_3 und c_4 bilden eine Corner und die Reihenfolge der Cuts wird von der SWR nicht eingehalten: c_3 wird überschritten, bevor c_2 erreicht wird. Die Besuchsreihenfolge der Corners ist jedoch fest:

Lemma 1.29 *Die Shortest Watchman Route besucht die Corners eines Polygons gemäß der Ordnung entlang des Randes.*

Die von der SWR berührten Abschnitte der Cuts zwischen zwei Schnittpunkten werden aktive Segmente genannt. Sind die aktiven Segmente gegeben, kann man die SWR wie oben berechnen, das große Problem ist jedoch, die Menge der aktiven Segmente zu berechnen. Erste Ansätze waren, mit einer Menge von aktiven Segmenten eine Watchman Route R' zu berechnen und diese durch lokale Anpassungen, d. h. durch Austausch der aktiven Segmente, zu verkürzen. Einen anderen Ansatz verfolgen Dror et. al. die die folgende Verallgemeinerung des Shortest Watchman Problems und ähnlicher Probleme lösen.

Definition 1.30

- (i) Beim einfachen **Touring Polygon Problem** (TPP) ist eine Sequenz von einfachen, konvexen, disjunkten Polygonen P_1, P_2, \dots, P_k mit insgesamt n Kanten, ein Startpunkt s und ein Zielpunkt t gegeben. Gesucht ist der kürzeste Pfad π , der in s startet, in t endet und alle Polygone P_i in der gegebenen Reihenfolge besucht.
- (ii) Beim allgemeinen TPP verlangen wir zusätzlich, daß die Pfade zwischen zwei Polygonen P_i und P_{i+1} ($i = 0, \dots, k; P_0 := s; P_{k+1} := t$) innerhalb des **Zaunes** F_i verlaufen. Ein Zaun F_i ist gegeben durch ein einfaches Polygon, das P_i und P_{i+1} enthält. Die Polygone dürfen sich überlappen und nur die **Fassade** eines Polygons P_i muß konvex sein. Die Fassade eines Polygons P_i ist der Teil des Randes von P_i , der nicht auf dem Rand des Zaunes F_{i-1} liegt: $\text{Fassade}(P_i) := \partial P_i \setminus \partial F_{i-1}$.

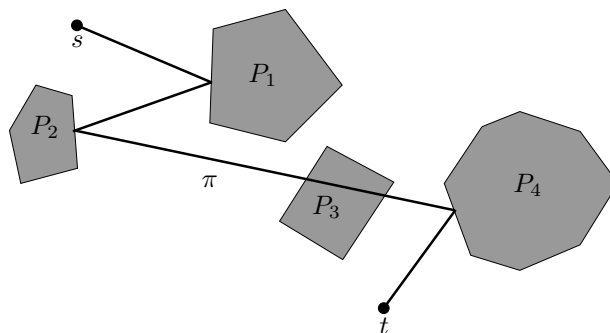


Abbildung 1.38: Ein Beispiel für das einfache Touring Polygon Problem.

Beim TPP wird nicht ausgeschlossen, daß ein Polygon P_i vor einem Polygon P_j mit $j < i$ besucht wird, allerdings muß das Polygon P_i dann ein weiteres mal besucht werden. Der Besuch eines Polygons P_i ist erst dann gültig, wenn vorher alle anderen Polygone P_1, \dots, P_{i-1} besucht wurden, andernfalls gilt das Polygon nach wie vor als unbesucht. Abbildung 1.38 zeigt ein Beispiel für das einfache TPP, Abbildung 1.39 für das allgemeine TPP. Der gestrichelte Teil des Randes von P_4 ist die Fassade von P_4 . Beachte, daß P_5 vor P_4 besucht wird, aber "gewertet" wird erst der Besuch von P_5 nach dem Besuch von P_4 .

Beschränken wir uns zunächst auf das einfache TPP. Klar ist, daß der kürzeste Weg eine polygonale Kette sein muß, andernfalls ließe sich der Weg verkürzen. Die erste wichtige Idee zur

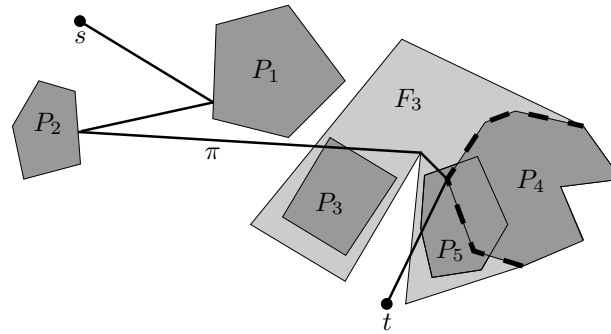
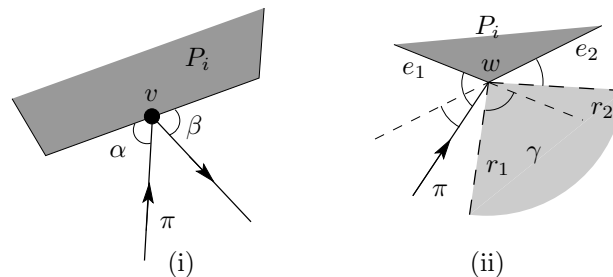


Abbildung 1.39: Ein Beispiel für das allgemeine Touring Polygon Problem.

Abbildung 1.40: Lokale Optimalität: (i) bei Reflexion an einer Kante gilt $\alpha = \beta$, (ii) bei Reflexion an einer Ecke liegt die Ausgangskante im Winkelbereich γ .

Berechnung des Pfades π ist, lokale Optimalität auszunutzen; eine Idee, die wir schon bei der Berechnung der kürzesten Pfade in Abschnitt 1.2 benutzt haben:

Lemma 1.31

- (i) Ein Pfad π ist lokal optimal, wenn die Ecken von π auf dem Rand eines der Polygone P_i liegen. Liegt die Ecke v von π auf einer Polygonkante, so sind die Winkel zwischen der Polygonkante und den beiden zu v inzidenten Kanten gleich (Einfallswinkel = Ausfallswinkel, siehe Abbildung 1.40(i)). Liegt die Ecke v auf einer Polygonecke w , so liegt die ausgehende Kante von π in dem Winkelbereich γ , der durch die Reflexionen r_1 und r_2 der eingehenden Kante an den beiden zu w inzidenten Polygonkanten e_1 und e_2 begrenzt wird, siehe dazu auch Abbildung 1.40(ii)).
- (ii) Für jedes $p \in \mathbb{R}^2$ und jedes $i \in \{1, \dots, k\}$ gibt es einen eindeutigen, lokal optimalen Pfad $\pi_i(p)$, der in s startet, die Polygone P_1 bis P_i in der gegebenen Reihenfolge besucht und in p endet. Einen solchen Pfad nennen wir im folgenden den **kürzesten i -Pfad** zu p .
- (iii) Ein lokal optimaler i -Pfad ist global optimal.

Beweis.

- (i) Ist die Bedingung verletzt, wäre der Pfad lokal verkürzbar.
- (ii) Dies folgt später aus der Konstruktion der lokal optimalen Pfade.
- (iii) Folgt aus (ii).

□

Die zweite Idee ist, die Ebene in Regionen mit kombinatorisch gleichen Pfaden einzuteilen, d.h. wir zerlegen die Ebene \mathbb{R}^2 disjunkt in Regionen \mathcal{R}_j , so daß für alle Punkte $p \in \mathcal{R}_j$ der kürzeste k -Pfad von p zu s über die gleichen Polygonecken/Polygonkanten führt bzw. an den gleichen Polygonecken/Polygonkanten reflektiert wird. Auch diese Idee haben wir bereits in Form der Shortest Path Map benutzt. Abbildung 1.41 zeigt ein Beispiel für eine vollständige kombinatorische Shortest Path Map für unser Problem. Die Beschriftungen der Regionen geben

an, an welchen Kanten bzw. Ecken der Szene der kürzeste Weg zu s reflektiert wird. Das Problem ist, daß eine vollständige kombinatorische Shortest Path Map in einer Szene mit k Polygonen und insgesamt n Ecken eine Komplexität von $\Omega((n-k)2^k)$ haben kann (Übungsaufgabe). Andererseits brauchen wir gar nicht die gesamte Karte zu speichern. Es reicht aus, wenn wir für jedes Hindernis P_i eine Karte speichern in der festgehalten wird, über welche Kante bzw. Ecke von P_i das letzte Segment eines kürzesten i -Pfades von s zu p verläuft. Die Fortsetzung des Weges von P_i zu P_{i-1} erhalten wir dann durch Nachschauen in der Karte zu P_{i-1} usw.

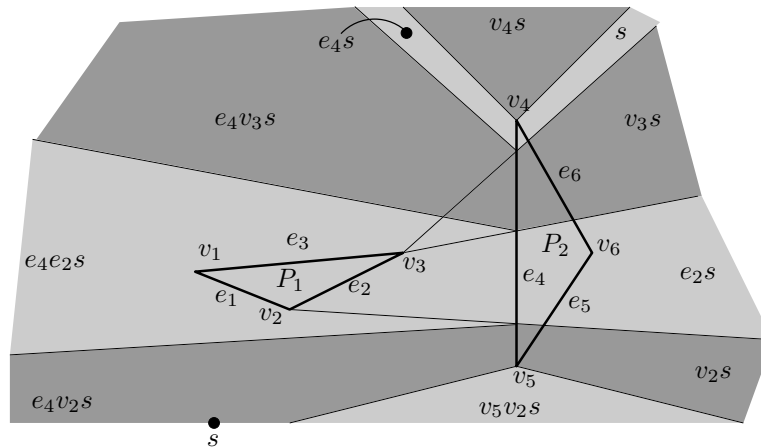


Abbildung 1.41: Vollständige kombinatorische Shortest Path Map.

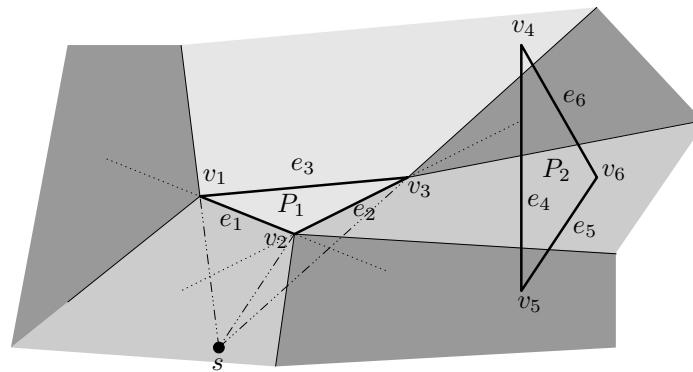
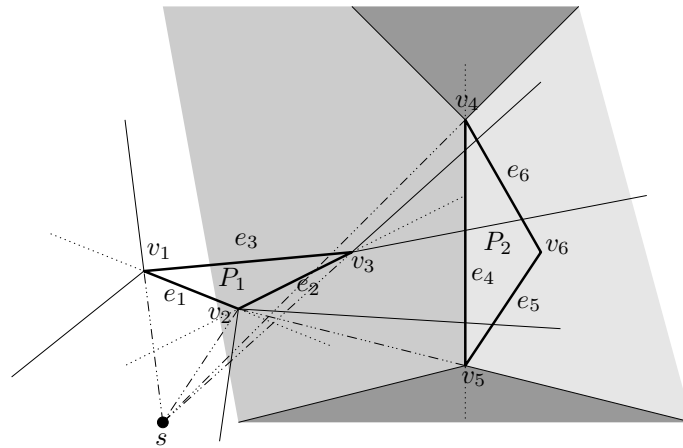
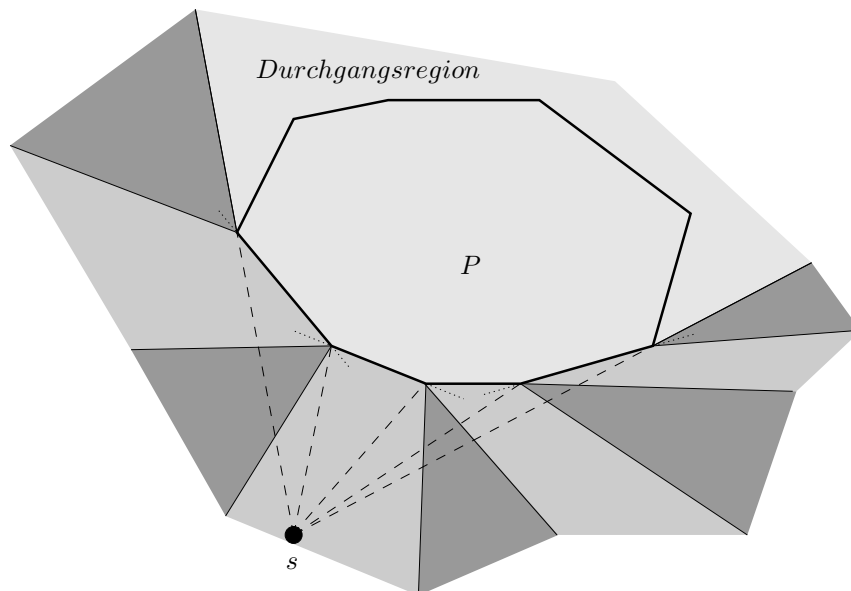


Abbildung 1.42: Last Step Shortest Path Map zu P_1 .

In einer solchen Karte gibt es zwei Klassen von Zellen: Zellen, bei denen der kürzeste Weg über P_i zu s an einer Kante oder Ecke von P_i gemäß den Bedingungen in Lemma 1.31(i) reflektiert wird nennen wir **Reflektionszellen**. Zellen, bei denen der kürzeste Weg über die Kante/Ecke hinweg führt nennen wir **Durchgangszellen**. Wir können alle Durchgangszellen zur **Durchgangsregion** zusammenfassen.

Die Reflektionszellen lassen sich wiederum in zwei Klassen einteilen, abhängig davon, ob der kürzeste Pfad an einer Kante oder an einer Ecke reflektiert wird. Unsere Karte, die **Last Step Shortest Path Map** \mathcal{S}_i zu P_i , besteht dann aus Zellen, die von den an Polygonecken reflektierten Eingangskanten begrenzt werden. Die Eingangskante zu einem Knoten v von P_i ist das letzte Segment des kürzesten $i - 1$ -Pfades zu v . Damit lassen sich die \mathcal{S}_i sukzessive aufbauen. Abbildung 1.42 und Abbildung 1.43 zeigen Beispiele für die Last Step Shortest Path Maps \mathcal{S}_1 und \mathcal{S}_2 . Abbildung 1.44 zeigt ein weiteres Beispiel. Die hell gefärbten Bereiche stellen die Durchgangsregionen dar.

Wir bezeichnen den Teil von P_i , in dem eingehende Pfadsegmente gemäß Lemma 1.31(i) reflektiert werden, den **Reflektionsbereich** T_i von P_i . Gleichzeitig ist T_i der Bereich, in dem

Abbildung 1.43: Last Step Shortest Path Map zu P_2 .Abbildung 1.44: Last Step Shortest Path Map zu P .

ein kürzester i -Pfad das Polygon P_i nach dem Besuch von P_1, \dots, P_{i-1} zum ersten Mal besuchen kann. Die von T_i ausgehenden, reflektierten Strahlen bezeichnen wir als den **Stern** R_i von T_i .

Im Gegensatz zur vollständigen kombinatorischen Shortest Path Map kann eine Last Step Shortest Path Map keine hohe Komplexität haben, wie folgendes Lemma zeigt:

Lemma 1.32

- (i) T_i ist zusammenhängend.
- (ii) Die Strahlen R_i sind disjunkt und jeder Punkt $p \in \mathbb{R}^2$ außerhalb der Durchgangsregion wird von genau einem Strahl von R_i getroffen.
- (iii) Die Komplexität einer \mathcal{S}_i liegt in $O(|P_i|)$.

Beweis.

- (i) Übungsaufgabe
- (ii) Wir zeigen induktiv, daß die Strahlen R_i disjunkt sind. Für \mathcal{S}_1 gilt dies offensichtlich. Nehmen wir an, die Aussage gilt für $\mathcal{S}_1, \dots, \mathcal{S}_{i-1}$. Zu jedem Knoten v von P_i läßt sich eindeutig die Region von \mathcal{S}_{i-1} bestimmen, in der v liegt. Damit ist auch der kürzeste

$(i - 1)$ -Pfad zu v eindeutig, insbesondere die letzte Kante dieses Pfades. Damit sind alle letzten Kanten zu Knoten aus P_i disjunkt bis auf einen gemeinsamen Startpunkt. Es ist bekannt, daß die Reflektionen disjunkter Liniensegmente an einem konvexen Polygon ebenfalls disjunkt sind.

- (iii) Die Kanten in \mathcal{S}_i lassen sich in zwei Klassen unterteilen: die Kanten von T_i und die Strahlen, die von den Ecken von T_i ausgehen. T_i ist zusammenhängend und — da die P_j disjunkt sind — Teil des Randes von P_i . Daher besteht T_i aus maximal $|P_i|$ Kanten. Die von den Ecken von T_i ausgehenden Strahlen sind Teile von R_i und damit disjunkt. Ihr Beitrag zur Komplexität von \mathcal{S}_i liegt damit ebenfalls in $O(|P_i|)$.

□

Damit haben wir eine Vorstellung, wie eine Karte aussehen kann, mit Hilfe derer wir unsere Pfade berechnen können. Es stellen sich nun die Fragen, wie wir die \mathcal{S}_i effizient berechnen und wie wir aus den \mathcal{S}_i einen kürzesten Pfad konstruieren können. Die letzte Frage beantwortet folgendes Lemma:

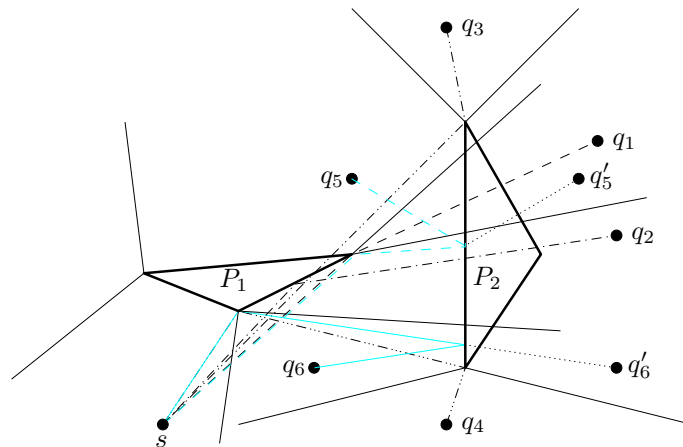
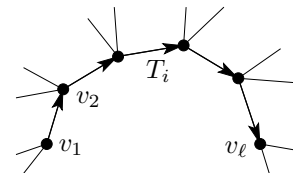


Abbildung 1.45: Queries beim einfachen TPP: q_1 und q_2 liegen in der Durchgangsregion, q_3 und q_4 in einer Zelle zu einer Ecke, q_5 und q_6 in der Zelle einer Kante.

Lemma 1.33 Sind für das einfache TPP die Last Step Shortest Path Maps $\mathcal{S}_1, \mathcal{S}_2, \dots, \mathcal{S}_i$ gegeben, so kann zu allen $q \in \mathbb{R}^2$ der kürzeste i -Pfad $\pi_i(q)$ in Zeit $O(k \cdot \log \frac{n}{k})$ berechnet werden.

Beweis. Algorithmus 1.10 liefert zu einem Anfragepunkt $q \in \mathbb{R}^2$ den Pfad $\pi_i(q)$, Abbildung 1.45 zeigt einige Beispiele für kürzeste i -Pfade.

Wir wissen aus Lemma 1.32, daß die Komplexität einer LSSPM \mathcal{S}_i in $O(|P_i|)$ liegt. Die Karte kann daher in einer Datenstruktur gespeichert werden, die in Zeit $O(\log |P_i|)$ die Zelle liefert, in der ein Anfragepunkt liegt. Wir könnten dazu eine Point-Location Datenstruktur benutzen; es reicht jedoch, die Knoten der konvexen Kette T_i in einem Suchbaum oder Array zu speichern. Zu jedem Knoten v halten wir die beiden von v ausgehenden Strahlen ebenfalls fest.



Durch die rekursiven Anfragen liegt die Zeit, um einen kürzesten i -Pfad zu bestimmen, in $O(\sum_{j=1}^k \log |P_j|)$. Diese Summe nimmt bei $|P_j| = \frac{n}{k}$ ihr Maximum an. □

Mit Hilfe der Queries lassen sich die Last Step Shortest Path Maps recht einfach sukzessiv konstruieren, siehe Algorithmus 1.11. Die Zeit zur Konstruktion einer einzelnen \mathcal{S}_i liegt in

Algorithmus 1.10 Einfaches TPP: Query

Bestimmt zu gegebenen Last Step Shortest Path Maps $\mathcal{S}_1, \mathcal{S}_2, \dots, \mathcal{S}_i$ und Anfragepunkt $q \in \mathbb{R}^2$ den kürzesten i -Pfad von s zu q .

- Bestimme die Region von q in \mathcal{S}_i :
Durch prüfen der Lage (rechts oder links) von q bzgl. der konvexen Kette aus T_i und den beiden Strahlen am Rand der Durchgangsregion wird bestimmt, ob q in der Durchgangsregion oder in einer Reflektionszelle liegt. Liegt q in einer Reflektionszelle, so kann diese durch binäre Suche mit Rechts/Linkstests in den Strahlen, die von den Knoten von T_i ausgehen, bestimmt werden.
 - Falls q in der Durchgangsregion liegt: es gilt $\pi_i(q) = \pi_{i-1}(q)$, bestimme rekursiv $\pi_{i-1}(q)$.
 - Falls q in der Zelle zu einer Ecke v liegt: das letzte Segment des kürzesten i -Pfades von s zu q ist \overline{vq} . Bestimme rekursiv $\pi_{i-1}(v)$.
 - Falls q in der Zelle zu einer Kante e liegt: sei q' die Spiegelung von q an e . Berechne rekursiv $\pi_{i-1}(q')$ und ersetze in diesem Pfad das Segment von e zu q' durch das Segment von e zu q .
-

Algorithmus 1.11 Einfaches TPP: Konstruktion der \mathcal{S}_i

- Berechne \mathcal{S}_1 durch Reflektionen an den Knoten von P_1 .
 - Berechne sukzessiv \mathcal{S}_i aus $\{\mathcal{S}_1, \mathcal{S}_2, \dots, \mathcal{S}_{i-1}\}$ wie folgt: Berechne zu jedem Knoten $v \in P_i$ den kürzesten $(i-1)$ -Pfad $\pi_{i-1}(v)$. Schneidet das letzte Stück dieses Pfades das Innere von P_i , so liegt v in der Durchgangsregion von \mathcal{S}_i . Andernfalls liegt v in T_i und die beiden Reflektionen des letzten Segmentes von $\pi_{i-1}(v)$ an den zu v inzidenten Kanten bestimmen die Strahlen, die die Zelle von v begrenzen.
-

$O(|P_i|k \log \frac{n}{k})$, insgesamt also

$$O\left(\sum_{i=1}^k |P_i|k \log \frac{n}{k}\right) = O(nk \log \frac{n}{k}).$$

Mit Lemma 1.32 und Lemma 1.33 folgt:

Theorem 1.34 (Dror, Efrat, Lubiw, Mitchell, 2003)

Für das einfache TPP mit k Polygonen mit insgesamt n Kanten läßt sich in Zeit $O(kn \log \frac{n}{k})$ eine Suchstruktur der Größe $O(n)$ aufbauen, mit Hilfe derer der kürzeste i -Pfad zu einem Punkt $q \in \mathbb{R}^2$ in Zeit $O(k \log \frac{n}{k})$ berechnet werden kann. [DELM03]

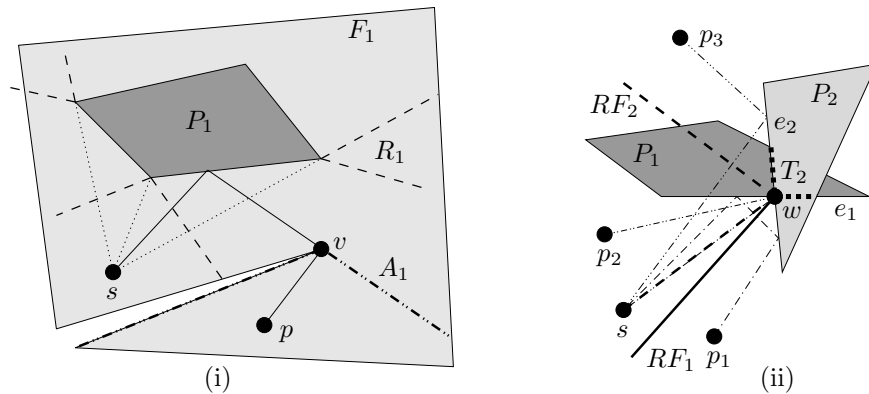


Abbildung 1.46: (i) Kürzeste Wege können an reflexen Ecken der Zäune abknicken, (ii) mögliche Kombinationen bei überlappenden Polygonen.

Im allgemeinen TPP müssen wir die Zäune F_i berücksichtigen, d. h. der kürzeste i -Pfad zu einem Punkt p muß zwischen P_j und P_{j+1} in F_j liegen. Kürzeste Pfade können nun zusätzlich an reflexen Ecken eines Zaunes abknicken, wie z. B. der Weg von s nach p in Abbildung 1.46(i). Dadurch gibt es eine weitere Klasse von Zellen in der Zerlegung der Ebene: Zellen, die einer reflexen Ecke eines Zaunes zugeordnet sind. Z. B. führen kürzeste i -Pfade aus Punkten der Zelle unterhalb der strichpunktierten Linien in Abbildung 1.46(i) über den Knoten v .

Die zweite Verallgemeinerung ist, daß sich die Polygone überlappen dürfen, wodurch weitere Arten von kombinatorisch kürzesten Wegen ins Spiel kommen. Betrachte Abbildung 1.46(ii): der Strahl RF_1 entsteht durch Punktspiegelung von \overline{sw} an w und anschließender Spiegelung an den Kanten e_1 und e_2 , also den Kanten von P_1 und P_2 , auf denen der Schnittpunkt w liegt. RF_2 entsteht durch Reflektion von \overline{sw} an e_2 . Der Punkt p_1 liegt unterhalb des Strahles RF_1 und der kürzeste Weg von s nach p_1 wird erst an P_1 , danach an P_2 reflektiert. p_2 liegt zwischen RF_1 und RF_2 und sein kürzester Weg verläuft direkt über w . Schließlich liegt p_3 oberhalb von RF_2 und in der Durchgangsregion von P_1 und der kürzeste Weg wird lediglich durch eine Reflektion an P_2 gebildet.

Wie bereits im einfachen Fall sei T_i der Reflektionsbereich, also der Bereich von P_i , in dem die letzten Kanten eingehender i -Pfade reflektiert werden. Da sich die P_j überlappen können, ist T_i hier nicht mehr unbedingt ein Teil des Randes von P_i sondern kann auch im Inneren von P_i liegen, siehe z. B. T_2 (gepunktet) in Abbildung 1.46(ii). R_i bezeichne wie oben die Menge der Strahlen, die von T_i ausgehen. Berücksichtigen wir auch den Zaun Z_j , so müssen wir folgendes beachten: Die Strahlen R_j , die an einer Ecke des Zaunes abknicken, um eine sonst unerreichbare Region zu durchqueren nennen wir A_j , siehe Abbildung 1.46. Wir können folgendes für das allgemeine TPP festhalten (ohne Beweis):

Lemma 1.35

- (i) Für ein Polygon P_i ist der Reflektionsbereich T_i ein Baum.
- (ii) Der Stern R_i besteht aus disjunkten Strahlen außerhalb der Durchgangsregion (ohne Berücksichtigung der F_i) und jeder Punkt $p \in \mathbb{R}^2$ wird von einem eindeutigen Strahl getroffen.
- (iii) Ein lokal optimaler Pfad ist eindeutig und lokale Optimalität garantiert globale Optimalität.

Wie beim einfachen TPP können wir nun sukzessive die T_i , R_i und A_i sowie die zugehörigen Last Step Shortest Path Maps berechnen. Wir wollen hier nur das Ergebnis festhalten:

Theorem 1.36 (Dror, Efrat, Lubiw, Mitchell, 2003)

Für das allgemeine TPP mit k Polygonen und $k+1$ Zäunen mit insgesamt n Kanten können wir in Zeit $O(k^2 n \log n)$ eine Suchstruktur der Größe $O(kn)$ aufbauen, mit Hilfe derer der kürzeste i -Pfad zu einem Punkt $q \in \mathbb{R}^2$ in Zeit $O(i \log n + m)$ berechnet werden kann, wobei m die Anzahl der Segmente des Pfades angibt. [DELM03]

Kommen wir nun zurück zu unserem eigentlichen Problem, die Shortest Watchman Route zu berechnen.

Theorem 1.37 (Dror, Efrat, Lubiw, Mitchell, 2003)

In einem einfachen Polygon mit n Ecken und Startpunkt s läßt sich die SWR in Zeit $O(n^3 \log n)$ berechnen. [DELM03]

Beweis. Aus der Eingabe (P, s) zum SWR können wir wie folgt eine Eingabe gegeben durch $(P_1, \dots, P_k, F_1, \dots, F_k, s', t)$ für das allgemeine TPP berechnen: Start- und Zielpunkt des TPP-Pfades ist der Startpunkt s der SWR. Als Polygone P_i wählen wir die Taschen P_{c_i} von P , siehe Definition 1.25, als Zäune legen wir P fest ($F_i := P$). Für die Laufzeit des TPP ist nur die Komplexität der Fassade der P_i entscheidend, und diese besteht in unserem Fall nur aus 2 Ecken. Somit liegt die Komplexität aller Fassaden in $O(n)$. Die Komplexität aller Zäune liegt in $O(n^2)$ und wir erhalten eine Laufzeit von $O(n^3 \log n)$. □

Literaturverzeichnis

- [AAAS97] Pankaj K. Agarwal, Nina Amenta, Boris Aronov, and Micha Sharir. Largest placements and motion planning of a convex polygon. In Jean-Paul Laumond and Mark Overmars, editors, *Algorithms for Robotic Motion and Manipulation*, pages 143–154, Wellesley, MA, 1997. A. K. Peters.
- [Ack28] W. Ackermann. Zum Hilbertschen Aufbau der reellen Zahlen. *Mathematical Annals*, 99:118–133, 1928.
- [AK00] Franz Aurenhammer and Rolf Klein. Voronoi diagrams. In Jörg-Rüdiger Sack and Jorge Urrutia, editors, *Handbook of Computational Geometry*, pages 201–290. Elsevier Science Publishers B.V. North-Holland, Amsterdam, 2000.
- [AKM⁺87a] A. Aggarwal, M. M. Klawe, S. Moran, P. W. Shor, and R. Wilber. Geometric applications of a matrix-searching algorithm. *Algorithmica*, 2:195–208, 1987.
- [Akm87b] V. Akman. *Unobstructed Shortest Paths in Polyhedral Environments*, volume 251 of *Lecture Notes Comput. Sci.* Springer-Verlag, 1987.
- [ALMS98] L. Aleksandrov, M. Lanthier, A. Maheshwari, and J.-R. Sack. An ε -approximation algorithm for weighted shortest paths on polyhedral surfaces. In *Proc. 6th Scand. Workshop Algorithm Theory*, volume 1432 of *Lecture Notes Comput. Sci.*, pages 11–22. Springer-Verlag, 1998.
- [AS00] Pankaj K. Agarwal and Micha Sharir. Davenport-Schinzel sequences and their geometric applications. In Jörg-Rüdiger Sack and Jorge Urrutia, editors, *Handbook of Computational Geometry*, pages 1–47. Elsevier Science Publishers B.V. North-Holland, Amsterdam, 2000.
- [Baj85] C. Bajaj. The algebraic complexity of shortest paths in polyhedral spaces. In *Proc. 23rd Allerton Conf. Commun. Control Comput.*, pages 510–517, 1985.
- [BGG96] E. Börger, E. Grädel, and Y. Gurevic. *The Classical Decision Problem. Perspectives in Mathematical Logic*. Springer Verlag, Berlin, 1996.
- [ČČ61] Josef Čapek and Karel Čapek. *R.U.R. and the Insect Play*. Oxford Paperbacks, 1961.
- [Cha82] Bernard Chazelle. A theorem on polygon cutting with applications. In *Proc. 23rd Annu. IEEE Sympos. Found. Comput. Sci.*, pages 339–349, 1982.
- [Cha91] Bernard Chazelle. Triangulating a simple polygon in linear time. *Discrete Comput. Geom.*, 6(5):485–524, 1991.
- [CJ95] Svante Carlsson and Hakan Jonsson. Computing a shortest watchman path in a simple polygon in polynomial time. In *Proc. 4th Workshop Algorithms Data Struct.*, volume 955 of *Lecture Notes Comput. Sci.*, pages 122–134. Springer-Verlag, 1995.

- [CJN99] S. Carlsson, H. Jonsson, and B. J. Nilsson. Finding the shortest watchman route in a simple polygon. *Discrete Comput. Geom.*, 22(3):377–402, 1999.
- [Cla87] K. L. Clarkson. Approximation algorithms for shortest path motion planning. In *Proc. 19th Annu. ACM Sympos. Theory Comput.*, pages 56–65, 1987.
- [CN86] W. Chin and S. Ntafos. Optimum watchman routes. In *Proc. 2nd Annu. ACM Sympos. Comput. Geom.*, pages 24–33, 1986.
- [CN88] W. Chin and S. Ntafos. Optimum watchman routes. *Inform. Process. Lett.*, 28:39–44, 1988.
- [CN91] W.-P. Chin and S. Ntafos. Shortest watchman routes in simple polygons. *Discrete Comput. Geom.*, 6(1):9–31, 1991.
- [Col75] G. E. Collins. Quantifier elimination for real closed fields by cylindrical algebraic decomposition. In *Proc. 2nd GI Conference on Automata Theory and Formal Languages*, volume 33 of *Lecture Notes Comput. Sci.*, pages 134–183. Springer-Verlag, 1975.
- [Coo71] S. A. Cook. The complexity of theorem-proving procedures. In *Proc. 3rd Ann. ACM Symp. on Theory of Computing*, pages 151–158. Shaker Heights, 1971.
- [CR87] J. Canny and J. H. Reif. New lower bound techniques for robot motion planning problems. In *Proc. 28th Annu. IEEE Sympos. Found. Comput. Sci.*, pages 49–60, 1987.
- [dBvKOS97] Mark de Berg, Marc van Kreveld, Mark Overmars, and Otfried Schwarzkopf. *Computational Geometry: Algorithms and Applications*. Springer-Verlag, Berlin, 1997.
- [DELM03] Moshe Dror, Alon Efrat, Anna Lubiw, and Joseph S. B. Mitchell. Touring a sequence of polygons. In *Proc. 35th Annu. ACM Sympos. Theory Comput.*, pages 473–482, 2003.
- [DGST88] J. R. Driscoll, H. N. Gabow, R. Shrairaman, and R. E. Tarjan. Relaxed heaps: An alternative to Fibonacci heaps with applications to parallel computation. *Commun. ACM*, 31:1343–1354, 1988.
- [Dij59] E. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1:269–271, 1959.
- [DS65] H. Davenport and A. Schinzel. A combinatorial problem connected with differential equations. *Amer. J. Math.*, 87:684–689, 1965.
- [Dub85] V. A. Dubovitskij. The Ulam problem of optimal motion of line segments. In *Optimization Software*. ??, New York, NY, 1985.
- [EG86] H. Edelsbrunner and Leonidas J. Guibas. Topologically sweeping an arrangement. In *Proc. 18th Annu. ACM Sympos. Theory Comput.*, pages 389–403, 1986.
- [EG89] H. Edelsbrunner and Leonidas J. Guibas. Topologically sweeping an arrangement. *J. Comput. Syst. Sci.*, 38:165–194, 1989. Corrigendum in 42 (1991), 249–251.
- [EGS90] H. Edelsbrunner, Leonidas J. Guibas, and Micha Sharir. The complexity and construction of many faces in arrangements of lines and of segments. *Discrete Comput. Geom.*, 5:161–196, 1990.

- [EOS86] H. Edelsbrunner, J. O'Rourke, and R. Seidel. Constructing arrangements of lines and hyperplanes with applications. *SIAM J. Comput.*, 15:341–363, 1986.
- [FT87] M. L. Fredman and R. E. Tarjan. Fibonacci heaps and their uses in improved network optimization algorithms. *J. ACM*, 34:596–615, 1987.
- [Gar83] Martin Gardner. The game of life, parts I–III. In *Wheels, Life, and other Mathematical Amusements*. W. H. Freeman, New York, 1983.
- [GH87] Leonidas J. Guibas and J. Hershberger. Optimal shortest path queries in a simple polygon. In *Proc. 3rd Annu. ACM Sympos. Comput. Geom.*, pages 50–63, 1987.
- [GH89] Leonidas J. Guibas and J. Hershberger. Optimal shortest path queries in a simple polygon. *J. Comput. Syst. Sci.*, 39(2):126–152, October 1989.
- [GJ79] M. R. Garey and D. S. Johnson. *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman, New York, NY, 1979.
- [GM87] S. K. Ghosh and D. M. Mount. An output sensitive algorithm for computing visibility graphs. In *Proc. 28th Annu. IEEE Sympos. Found. Comput. Sci.*, pages 11–19, 1987.
- [GM91] S. K. Ghosh and D. M. Mount. An output-sensitive algorithm for computing visibility graphs. *SIAM J. Comput.*, 20:888–910, 1991.
- [Gol93] Kenneth Y. Goldberg. Orienting polygonal parts without sensors. *Algorithmica*, 10:201–225, 1993.
- [GSS89] Leonidas J. Guibas, Micha Sharir, and S. Sifrony. On the general motion planning problem with two degrees of freedom. *Discrete Comput. Geom.*, 4:491–521, 1989.
- [Gur75] A. B. Gurevich. The 'most economical' displacement of a segment. *Differential Equations*, 11:1583–1589, 1975.
- [Her91] J. Hershberger. A new data structure for shortest path queries in a simple polygon. *Inform. Process. Lett.*, 38:231–235, 1991.
- [HN97] M. Hammar and Bengt J. Nilsson. Concerning the time bounds of existing shortest watchman route algorithms. In *Proc. 11th International Symposium on Fundamentals of Computation Theory*, volume 1279 of *Lecture Notes Comput. Sci.*, pages 210–221. Springer-Verlag, September 1997.
- [HS86] S. Hart and Micha Sharir. Nonlinearity of Davenport-Schinzel sequences and of generalized path compression schemes. *Combinatorica*, 6:151–177, 1986.
- [HS93] J. Hershberger and Subhash Suri. Matrix searching with the shortest path metric. In *Proc. 25th Annu. ACM Sympos. Theory Comput.*, pages 485–494, 1993.
- [HS96] D. Halperin and Micha Sharir. A near-quadratic algorithm for planning the motion of a polygon in a polygonal environment. *Discrete Comput. Geom.*, 16:121–134, 1996.
- [HS97] J. Hershberger and Subhash Suri. Matrix searching with the shortest path metric. *SIAM J. Comput.*, 26(6):1612–1634, December 1997.
- [HS99] John Hershberger and Subhash Suri. An optimal algorithm for Euclidean shortest paths in the plane. *SIAM J. Comput.*, 28(6):2215–2256, 1999.

- [HSS84] J. E. Hopcroft, J. T. Schwartz, and Micha Sharir. On the complexity of motion planning for multiple independent objects: P-space hardness of the “Warehouseman’s Problem”. *Internat. J. Robot. Res.*, 3(4):76–88, 1984.
- [IKKM97] Christian Icking, Rolf Klein, Peter Köllner, and Lihong Ma. A Java applet for the dynamic visualization of Voronoi diagrams. In *Abstracts 13th European Workshop Comput. Geom.*, pages 46–47. Universität Würzburg, 1997.
- [IRWY93] Christian Icking, Günter Rote, Emo Welzl, and Chee Yap. Shortest paths for line segments. *Algorithmica*, 10:182–200, 1993.
- [Kle89] Rolf Klein. *Concrete and Abstract Voronoi Diagrams*, volume 400 of *Lecture Notes Comput. Sci.* Springer-Verlag, 1989.
- [Kle97] Rolf Klein. *Algorithmische Geometrie*. Addison-Wesley, Bonn, 1997.
- [Kle05] Rolf Klein. *Algorithmische Geometrie - Grundlagen, Methoden, Anwendungen*. Springer, Heidelberg, 2nd edition, 2005.
- [KLPS86] K. Kedem, R. Livne, J. Pach, and Micha Sharir. On the union of Jordan regions and collision-free translational motion amidst polygonal obstacles. *Discrete Comput. Geom.*, 1:59–71, 1986.
- [KO88] Y. Ke and J. O’Rourke. Lower bounds on moving a ladder in two and three dimensions. *Discrete Comput. Geom.*, 3:197–217, 1988.
- [KS90] K. Kedem and Micha Sharir. An efficient motion planning algorithm for a convex rigid polygonal object in 2-dimensional polygonal space. *Discrete Comput. Geom.*, 5:43–75, 1990.
- [KST97] K. Kedem, Micha Sharir, and S. Toledo. On critical orientations in the Kedem-Sharir motion planning algorithm for a convex polygon in the plane. *Discrete Comput. Geom.*, 17:227–240, 1997.
- [Lat91] J.-C. Latombe. *Robot Motion Planning*. Kluwer Academic Publishers, Boston, 1991.
- [LP83] T. Lozano-Pérez. Spatial planning: A configuration space approach. *IEEE Trans. Comput.*, C-32:108–120, 1983.
- [LP84] D. T. Lee and F. P. Preparata. Euclidean shortest paths in the presence of rectilinear barriers. *Networks*, 14:393–410, 1984.
- [LS87] D. Leven and Micha Sharir. On the number of critical free contacts of a convex polygonal object moving in two-dimensional polygonal space. *Discrete Comput. Geom.*, 2:255–270, 1987.
- [Ma00] Lihong Ma. Bisectors and voronoi diagrams for convex distance functions, 2000.
- [Mit00] Joseph S. B. Mitchell. Geometric shortest paths and network optimization. In Jörg-Rüdiger Sack and Jorge Urrutia, editors, *Handbook of Computational Geometry*, pages 633–701. Elsevier Science Publishers B.V. North-Holland, Amsterdam, 2000.
- [MMP87] Joseph S. B. Mitchell, D. M. Mount, and C. H. Papadimitriou. The discrete geodesic problem. *SIAM J. Comput.*, 16:647–668, 1987.
- [OW88] M. H. Overmars and Emo Welzl. New methods for computing visibility graphs. In *Proc. 4th Annu. ACM Sympos. Comput. Geom.*, pages 164–171, 1988.

- [OW93] Th. Ottmann and P. Widmayer. *Algorithmen und Datenstrukturen*, volume 70 of *Reihe Informatik*. BI Wissenschaftsverlag, Mannheim, 1993.
- [PV95] M. Pocchiola and G. Vegter. Computing the visibility graph via pseudo-triangulations. In *Proc. 11th Annu. ACM Sympos. Comput. Geom.*, pages 248–257, 1995.
- [RS94] J. H. Reif and J. A. Storer. A single-exponential upper bound for finding shortest paths in three dimensions. *J. ACM*, 41(5):1013–1019, 1994.
- [SA95] Micha Sharir and P. K. Agarwal. *Davenport-Schinzel Sequences and Their Geometric Applications*. Cambridge University Press, New York, 1995.
- [Sei91] R. Seidel. A simple and fast incremental randomized algorithm for computing trapezoidal decompositions and for triangulating polygons. *Comput. Geom. Theory Appl.*, 1(1):51–64, 1991.
- [Sha97] Micha Sharir. Algorithmic motion planning. In Jacob E. Goodman and Joseph O’Rourke, editors, *Handbook of Discrete and Computational Geometry*, chapter 40, pages 733–754. CRC Press LLC, Boca Raton, FL, 1997.
- [SS83a] J. T. Schwartz and Micha Sharir. On the “piano movers” problem I: The case of a two-dimensional rigid polygonal body moving amidst polygonal barriers. *Commun. Pure Appl. Math.*, 36:345–398, 1983.
- [SS83b] J. T. Schwartz and Micha Sharir. On the “piano movers” problem II: General techniques for computing topological properties of real algebraic manifolds. *Adv. Appl. Math.*, 4:298–351, 1983.
- [SS84] Micha Sharir and A. Schorr. On shortest paths in polyhedral spaces. In *Proc. 16th Annu. ACM Sympos. Theory Comput.*, pages 144–153, 1984.
- [SS86] Micha Sharir and A. Schorr. On shortest paths in polyhedral spaces. *SIAM J. Comput.*, 15:193–215, 1986.
- [Stö99] H. Stöcker. *Taschenbuch mathematischer Formeln und moderner Verfahren*. Verlag Harri Deutsch, Thun und Frankfurt am Main, 1999.
- [Tar51] A. Tarski. *A decision method for elementary algebra and geometry*. Univ. of California Press, Berkeley, CA, 1951.
- [TH93] Xuehou Tan and Tomio Hirata. Constructing shortest watchman routes by divide-and-conquer. In *Proc. 4th Annu. Internat. Sympos. Algorithms Comput.*, volume 762 of *Lecture Notes Comput. Sci.*, pages 68–77. Springer-Verlag, 1993.
- [THI93] X. H. Tan, T. Hirata, and Y. Inagaki. An incremental algorithm for constructing shortest watchman routes. *Internat. J. Comput. Geom. Appl.*, 3(4):351–365, 1993.
- [THI99] X. Tan, T. Hirata, and Y. Inagaki. Corrigendum to “an incremental algorithm for constructing shortest watchman routes”. *Internat. J. Comput. Geom. Appl.*, 9(3):319–323, 1999.
- [vdS94] A. F. van der Stappen. *Motion Planning amidst Fat Obstacles*. Ph.D. dissertation, Dept. Comput. Sci., Utrecht Univ., Utrecht, Netherlands, 1994.
- [Wel85] Emo Welzl. Constructing the visibility graph for n line segments in $O(n^2)$ time. *Inform. Process. Lett.*, 20:167–171, 1985.

- [Yap87] C.-K. Yap. Algorithmic motion planning. In J. T. Schwartz and C.-K. Yap, editors, *Advances in Robotics 1: Algorithmic and Geometric Aspects of Robotics*, pages 95–143. Lawrence Erlbaum Associates, Hillsdale, NJ, 1987.

Inhaltsverzeichnis

1	Kürzeste Pfade	3
1.1	Kürzeste Pfade in der Ebene mit polygonalen Hindernissen	3
1.2	Kürzeste Pfade im Inneren eines einfachen Polygons	18
1.2.1	Der Algorithmus von Lee und Preparata	18
1.2.2	Der Algorithmus von Guibas und Hershberger	20
1.2.3	Anwendung: Berechnung des geodätischen Durchmessers	28
1.2.4	Shortest Watchman Routes	33
1.3	Kürzeste Pfade im Raum	45
1.4	Kürzeste Pfade auf der Oberfläche eines Polyeders	51
1.5	Kürzeste Pfade für Liniensegmente	60
2	Kollisionsfreie Bahnen für polygonale Roboter	63
2.1	Reine Translationsbewegungen für konvexe Roboter	65
2.1.1	Voronoi–Diagramme zur Planung von Translationsbewegungen mit Sicherheitsabstand	65
2.1.2	Berechnung von C_{frei}	65
2.2	Reine Translationsbewegungen für beliebige Roboter	76
2.2.1	Komplexität und Berechnung einer einzelnen Zelle in einem Arrangement von Kurvenstücken	76
2.2.2	Anwendung: Translation eines beliebigen Polygons	87
2.2.3	Anwendung: Allgemeine Systeme mit zwei Freiheitsgraden	87
2.3	Rotations– und Translationsbewegungen für konvexe Roboter	90
2.3.1	Kritische Plazierungen	93
2.3.2	Knotengraph und Kantengraph	101
2.3.3	Berechnung der kritischen Orientierungen	108
2.3.4	Bahnplanung mit dem Kantengraph E	112
3	Bewegungsplanung für allgemeine Systeme	119
3.1	Eine untere Schranke für das allgemeine Bahnplanungsproblem	119
3.2	Der Konfigurationsraum als semialgebraische Menge	122
3.3	Collins’ zylindrische algebraische Zerlegung	125
3.4	Anwendung auf die Bewegungsplanung	132
4	Roboter in der Fertigungstechnik	135
4.1	Orientierung polygonaler Werkstücke ohne Sensoren	135
A	Grundlagen	145
A.1	Komplexitätsklassen	145
A.2	Entscheidbarkeit	147
A.3	Voronoi–Diagramme	149
A.3.1	Definition und Eigenschaften	149
A.3.2	Voronoi–Diagramme bzgl. konvexer Distanzfunktionen	151
A.3.3	Voronoi–Diagramme von Liniensegmenten	152

A.3.4	Voronoi-Diagramme mit additiven Gewichten	153
A.4	Davenport-Schinzel-Sequenzen	156
A.4.1	Definition und Eigenschaften	156
A.4.2	Anwendung: die untere Kontur von Funktionen	157
B	Roboter	159

Abbildungsverzeichnis

1.1	Kürzeste von a nach b , Geodätische von a' nach b'	3
1.2	Umgebung mit polygonalen Hindernissen.	4
1.3	Es kann exponentiell viele kürzeste Wege geben.	4
1.4	Der Sichtbarkeitsgraph kann (i) $\Omega(n^2)$ viele Kanten enthalten, aber auch (ii) nur $O(n)$ viele.	5
1.5	VisG und Kanten von s und zu t	5
1.6	(i) Sichtbarkeitsinformationen können von a an f weitergereicht werden, (ii) Typen von Bedingungen an die Bearbeitungsreihenfolge.	6
1.7	Es gibt drei mögliche Ausgangssituationen eines Punktes p mit zuletzt bearbeitetem Partner q und sichtbarem Segment σ	7
1.8	Drei Fälle bei der Bearbeitung eines Paares (p, r)	8
1.9	Dualisierung $p = (p_x, p_y) \mapsto p^* = \{ Y = p_x X - p_y \}$	9
1.10	(i) Topologischer Sweep, (ii) Elementarschritt, (iii) Die Sweepkurve kann eine Zelle nur von oben betreten und nach unten verlassen.	10
1.11	Oberer und unterer Horizontbaum.	11
1.12	Aktualisierung der Horizontbäume am Beispiel von T^O	11
1.13	Zone einer Geraden ℓ in einem Arrangement \mathcal{A}	12
1.14	Im rechtesten Schnittpunkt schneiden sich zwei oder mehrere Geraden. Die gestrichelten Kanten werden neu eingefügt.	13
1.15	Welle, Ausläufer und Knotenmarkierungen während des Algorithmus von Dijkstra.	14
1.16	Reduktion: Konstruktion der konvexen Hülle auf Bestimmung des kürzesten Pfades.	16
1.17	Berechnung der Shortest Path Map.	16
1.18	Kürzester Pfad im Inneren eines einfachen Polygons.	18
1.19	Triangulation T und dualer Graph T^*	18
1.20	Kette von Dreiecken.	19
1.21	Trichter.	19
1.22	Balancierte hierarchische Triangulation.	20
1.23	Baum der balancierten hierarchischen Triangulation.	21
1.24	Subpolygon $P(d_{4,3})$ und Abkürzungen in \hat{G}	21
1.25	Diagonalen j, k, l, d_1, d_{first} im dualen Baum T^* mit Wurzel w	23
1.26	Prä- und Postorderdurchlauf.	23
1.27	Offene und geschlossene Sanduhr zwischen $d_1 = \overline{ab}$ und $d_2 = \overline{cd}$	25
1.28	Kürzester Pfad in offener Sanduhr.	26
1.29	Speicherung einer Sanduhr in einem binären Baum.	26
1.30	Ein Polygon und sein geodätischer Durchmesser.	28
1.31	Fallunterscheidung nach Lage von A in T	29
1.32	Spaltenreduktion.	32
1.33	Die Berechnung einer SWR liefert eine Besuchsreihenfolge der Punkte.	33
1.34	(i) X-monotones Polygon, (ii) nicht-monotones Polygon, (iii) rechtwinkliges Polygon.	34
1.35	Polygon mit notwendigen Cuts (gepunktet), wesentlichen Cuts (gestrichelt) und Shortest Watchman Route.	34

1.36	Berechnung der SWR in einem rechtwinkligen Polygon.	36
1.37	Eine ‘‘Corner’’: die Cuts c_1, c_2, c_3 und c_4 schneiden sich gegenseitig.	36
1.38	Ein Beispiel fur das einfache Touring Polygon Problem.	37
1.39	Ein Beispiel fur das allgemeine Touring Polygon Problem.	38
1.40	Lokale Optimalitat: (i) bei Reflektion an einer Kante gilt $\alpha = \beta$, (ii) bei Reflektion an einer Ecke liegt die Ausgangskante im Winkelbereich γ	38
1.41	Vollstandige kombinatorische Shortest Path Map.	39
1.42	Last Step Shortest Path Map zu P_1	39
1.43	Last Step Shortest Path Map zu P_2	40
1.44	Last Step Shortest Path Map zu P	40
1.45	Queries beim einfachen TPP: q_1 und q_2 liegen in der Durchgangsregion, q_3 und q_4 in einer Zelle zu einer Ecke, q_5 und q_6 in der Zelle einer Kante.	41
1.46	(i) Kurzeste Wege konnen an reflexen Ecken der Zaune abknicken, (ii) mogliche Kombinationen bei uberlappenden Polygonen.	43
1.47	Kurzester Pfad im 3D.	45
1.48	Beispiel: Filter fur Klausel $(X_1 \vee X_3) \wedge \overline{X_2}$	46
1.49	Die drei Ebenen eines Verdopplers.	46
1.50	Die vier Ebenen eines Mischers.	47
1.51	Literalfilter.	48
1.52	Klauselfilter.	49
1.53	Eigenschaften von Kurzesten auf Polyedern.	51
1.54	(i) Kurzeste uber nichtkonvexe Ecke, (ii) Geodatische von s nach t , aber keine Kurzeste.	52
1.55	Pfad π von a nach b uber $x \in e$	53
1.56	$I(v, \mathcal{E})$ mu zusammenhangend sein.	54
1.57	Der Bisektor von \bar{v}_{k-1} und $\bar{w}_{\ell-1}$ ist eine Hyperbel.	54
1.58	Dreiecksflache f mit Intervallen $I(v, \mathcal{E})$	56
1.59	Ein Dreieck g mit Ecke w fungiert hochstens zweimal als Trenner fur zwei Intervalle.	57
1.60	Bewegung eines Liniensegmentes.	60
1.61	(i) Freiheitsgrade eines Liniensegmentes, (ii) geradlinige Bewegung (iii) Rotation.	60
1.62	(i) $\text{dia}_C(\alpha)$, (ii) Bewegung B , (iii) konvexe Hulle von C	61
1.63	dia_D im <i>kritischen</i> Winkelbereich.	61
2.1	Roboter R in einem Arbeitsraum.	63
2.2	(i) Verbotene Konfiguration, (ii) freie Plazierung (erlaubt), (iii) halbfreie Plazierung (erlaubt).	63
2.3	(i) Bahnplanung im Voronoi–Diagramm fur Liniensegmente (ii) Konstruktion von s'	65
2.4	Hindernis, Roboter und Konfigurationsraum–Hindernis.	66
2.5	Konfigurationsraum–Hindernisse zu Abbildung 2.1.	67
2.6	(i) Pseudokreise, (ii) keine Pseudokreise, (iii) die Konvexitat ist eine notwendige Forderung.	68
2.7	(i)–(iii) Beispiele fur Pseudokreise, (iv) Rechtecke sind im allgemeinen keine Pseudokreise.	69
2.8	(i) p mu Element von Z sein, (ii) $A \cup B$ kann nicht aus zwei Zusammenhangskomponenten bestehen.	69
2.9	Um $A \cup B$ rotierende Tangenten wechseln zweimal zwischen A und B , weil P_1 und P_2 disjunkt sind.	70
2.10	(ii) $P_1 \oplus P_2$ hat $\Theta(mn)$ Ecken, wenn nur eines der Polygone konvex ist, (iii) $P_1 \oplus P_2$ hat $\Theta(m^2n^2)$ Ecken, wenn keines der Polygone konvex ist.	72
2.11	Konfigurationsraum–Hindernisse und Roadmap.	75
2.12	Paare von Ecken und Kanten von P_i und R erzeugen im Konfigurationsraum ein Liniensegment.	76

2.13	Zelle in Arrangement von Kurvenstücken.	77
2.14	Die orientierten Segmente von C	77
2.15	Die Zelle Z läge hier auf beiden Seiten von C	78
2.16	Kein Stück von γ_i taucht zwischen ζ und η entlang C auf.	78
2.17	Das Segment γ_3^- wird in der nicht-zyklischen Sequenz nicht in der Reihenfolge gemäß der Orientierung besucht und wird deshalb am Startpunkt p verdoppelt.	78
2.18	Wird der Startpunkt p gewählt, so müssen alle Segmente geteilt werden.	79
2.19	Die paarweise disjunkten Bögen $\beta_x^z, \beta_z^y, \beta_y^w, \beta_w^x, \beta_x^y$ und β_z^w	80
2.20	Eine kreuzungsfreie Einbettung, wie sie von der angenommenen Lage der Bögen induziert wird, existiert nicht.	80
2.21	$Z_R \cap Z_B$ kann sehr komplex sein, obwohl Z recht einfach ist.	81
2.22	Arrangement von roten und blauen Zellen und Überlagerung. Komplexität der linken blauen (linken roten) Zelle: 6 (5) Segmente.	82
2.23	Der Bogen ℓ trägt zu vielen violetten Zellen bei.	82
2.24	(i) Zusätzliche vertikale Segmente, (ii) bei q beginnt keine violette Region.	84
2.25	(i) Sweep von links nach rechts, (ii) Sweep von rechts nach links.	84
2.26	In q starten (i) eine oder (ii) zwei violette Teilregionen mit Scouts.	85
2.27	Beispiele für die Aufgaben der Scouts.	85
2.28	Trapezzerlegung und Zusammenhangsgraph einer Zelle.	87
2.29	Roboter mit zwei Armen und Freiheitsgraden α und γ	88
2.30	Bahn eines Roboters mit Rotationen und Translationen.	90
2.31	Kann die Leiter von s nach t bewegt werden?	90
2.32	Die Bewegung eines Liniensegments kann $\Omega(n^2)$ viele Schritte erfordern.	91
2.33	Konfigurationsraum-Hindernis bei Rotation und Translation.	92
2.34	Kritische Plazierungen.	93
2.35	Beweis: In jeder Zusammenhangskomponente gibt es mindestens eine kritische Platzierung.	94
2.36	Ein nichtkonvexer Roboter mit $\Theta(m^3n^3)$ kritischen Plazierungen.	95
2.37	O_2 beschränkt O_1	96
2.38	$C_{\text{frei}}^\theta, C_{\text{verb}}^\theta$ und Hilfsknoten von V^θ	101
2.39	Konvexe und konkave Ecken in $\partial C_{\text{verb}}^\theta$	101
2.40	(i) eine Kante verschwindet, (ii) eine Komponente von C_{frei} verschwindet, (iii) ein lokaler Zusammenhang verschwindet.	103
2.41	Zwei benachbarte Kanten werden kollinear.	104
2.42	Eine Kante wird waagrecht, das lokale Y-Maximum ändert sich.	105
2.43	Ein Hilfsknoten wandert auf eine Ecke.	106
2.44	Kantengraph E	107
2.45	Vereinigung zweier Komponenten N und Z_s	109
2.46	Nicht-konvexer Roboter mit $\Omega(n^3)$ kritischen Plazierungen.	118
3.1	Umgebung zur Reduktion von Partition auf das allgemeine Bahnplanungsproblem.	120
3.2	Beispiele für semialgebraische Mengen.	122
3.3	Beispiel für eine zylindrische algebraische Zerlegungen.	125
3.4	Zylindrische algebraische Zerlegung für $n = 1$	127
3.5	Zerlegung des Zylinders $C \times \mathbb{R}$	128
3.6	Induktive Konstruktion von π : Projektion und Liftung.	133
4.1	Parts-Feeder zur Orientierung von Werkstücken.	135
4.2	Parallel-Jaw Gripper.	136
4.3	Vier Beispiele für die Ausführung eines Plans $\mathcal{A} = (0^\circ, 45^\circ)$	136
4.4	Durchmesser- und Greiffunktion.	137
4.5	Rotationssymmetrie und Periodizität von dia; dia für $r = 3$	138

4.6	Finden von s -Intervallen.	140
A.1	(i) Bisektor zwischen p und q , (ii) Regionen von p, q, r , (iii) Regionen von p, q, r, s .	149
A.2	(i) Delaunay-Triangulation und konvexe Hülle, x ist (ii) in Region von p , (iii) auf Voronoi-Kante zwischen p und q , (iv) ein Voronoi-Knoten.	150
A.3	(i) Der neue Punkt p_{i+1} liegt außerhalb der konvexen Hülle, (ii) p_{i+1} liegt innerhalb des Umkreises des Dreiecks (p_j, p_k, p_m) , die Kante $\overline{p_k p_m}$ wird umgeklappt.	151
A.4	(i) Einheitskreis der L_1 -Metrik, (ii) Bisektor zwischen p und q , (iii) der Bisektor zwischen p und q kann zwei Viertelebenen enthalten.	152
A.5	(i) Abstand von p zum Ursprung bzgl. konvexer Distanzfunktion, (ii) Abstand von p und q	152
A.6	Der zu p nächstgelegene Punkt auf einem Liniensegment.	153
A.7	Der Bisektor eines Punktes und eines Liniensegmentes.	154
A.8	Der Bisektor zwischen zwei Liniensegmenten.	154
A.9	Voronoi-Diagramm von sieben Liniensegmenten.	155
A.10	Die untere Kontur von Funktionen (i) über einem gemeinsamen Intervall I und (ii) über Intervallen I_j	157
A.11	Die untere Kontur von Liniensegmenten.	157
B.1	Roboter zum Ausschneiden	159

Verzeichnis der Algorithmen

1.1	Berechnung des kürzesten Weges mit Hilfe des Sichtbarkeitsgraphen	5
1.2	Sweep zur Berechnung des Sichtbarkeitsgraphen	6
1.3	Kürzeste Pfade in gewichtetem Graph (Dijkstra, 1959)	14
1.4	Kürzester Pfad in einem Polygon (Lee, Preparata)	20
1.5	Schneller Test auf Vorgängerrelation im Baum	24
1.6	Kürzeste Pfade in einem Polygon (Guibas, Hershberger)	27
1.7	Spaltenreduktion	31
1.8	Zeilenmaxima	31
1.9	Shortest Watchman Route in einfachen Polygonen	35
1.10	Einfaches TPP: Query	42
1.11	Einfaches TPP: Konstruktion der \mathcal{S}_i	42
1.12	Continuous Dijkstra zur Berechnung der $I(v, \mathcal{E})$	55
1.13	Berechnung kürzester Wege auf Polyedern	58
2.1	Bahnplanung mit Sicherheitsabstand für kreisförmige Roboter	66
2.2	Berechnung von $\mathcal{C}_{\text{verb}}$	74
2.3	Roadmap-Verfahren	74
2.4	Berechnung einer Zelle im Arrangement von n Bögen	81
2.5	Red-Blue-Merge	83
2.6	Sweep zur Berechnung der Teilzellen	86
2.7	Translation eines beliebigen Roboters	87
2.8	Berechnung von T^+	100
2.9	Berechnung von T'	108
2.10	Berechnung von T''	110
2.11	Berechnung von T	111
2.12	Berechnung des Kantengraphen	116
2.13	Bewegungsplanung mit Kantengraph	117
4.1	Orientierung eines Werkstücks (Pure Squeezing)	139
A.1	Inkrementelle Berechnung der Delaunay-Triangulation	151

