



Kapitel 5 - Paradigmen

Backtracking
Divide and Conquer
Sweepelinetechnik
Heuristiken
Greedy Algorithmen
Dynamische Programmierung
Branch and Bound
Online-Algorithmen

Paradigma: Backtracking

Idee:

- Lösung eines Problems durch Versuch und Irrtum (trial and error) .
- Schrittweise „herantasten“ an die Gesamtlösung.
- Kann eine Teillösung nicht zu einer Gesamtlösung erweitert werden:
 - Letzten Schritt rückgängig machen.
 - Weitere, alternative Schritte probieren.

Voraussetzung:

- Die Lösung setzt sich aus „Komponenten zusammen“
- Für jede Komponente gibt es mehrere Wahlmöglichkeiten
- Teillösungen können getestet werden.

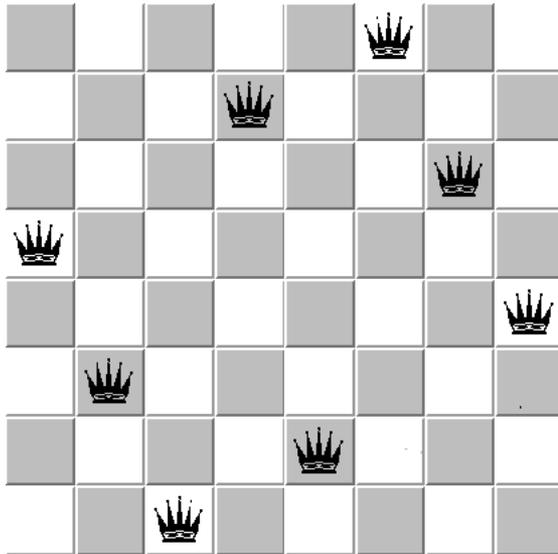
Geeignete Probleme:

- *Damenproblem*
- Sudoku
- Solitär-Brettspiel
- Wegsuche von A nach B

Damenproblem

Problem:

Auf einem Schachfeld der Größe $n * n$ sollen n Damen so positioniert werden, dass sie sich gegenseitig nicht schlagen können.



Für $n = 8$ gibt es:

- $\binom{64}{8} = 4\,426\,165\,368$ Positionierungen.
- 92 Lösungen.
- 12 nicht unter Symmetrie äquivalente Lösungen

Optimierte Suche:

In jeder Spalte und in jeder Zeile kann jeweils nur eine Dame stehen. Somit lassen sich die Positionierungen auf $8! = 40\,320$ reduzieren.

n-Damenproblem

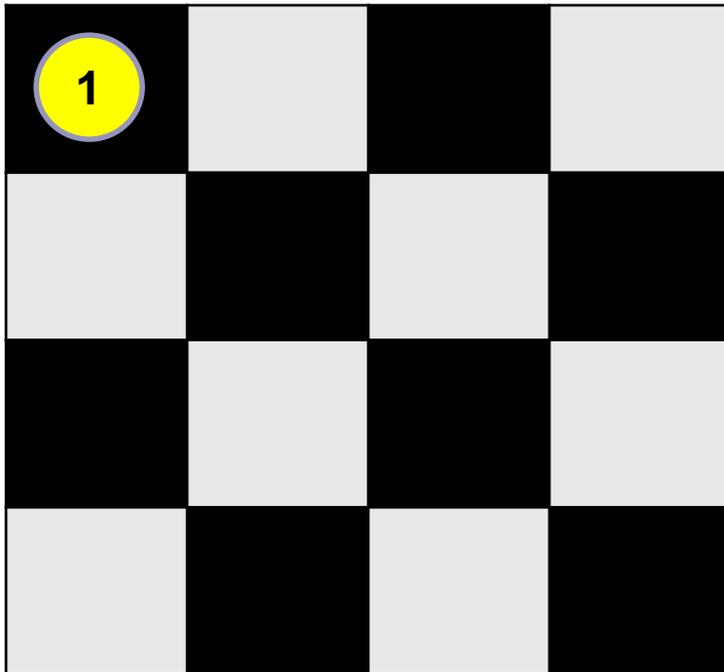
Für $n = 26$ wurden im Jahre 2009 alle Lösungen berechnet:

- Lösungen insgesamt 22.317.699.616.364.044
- Eindeutige Lösungen 2.789.712.466.510.289

Für $n = 27$ wurden im Jahre 2016 alle Lösungen berechnet:

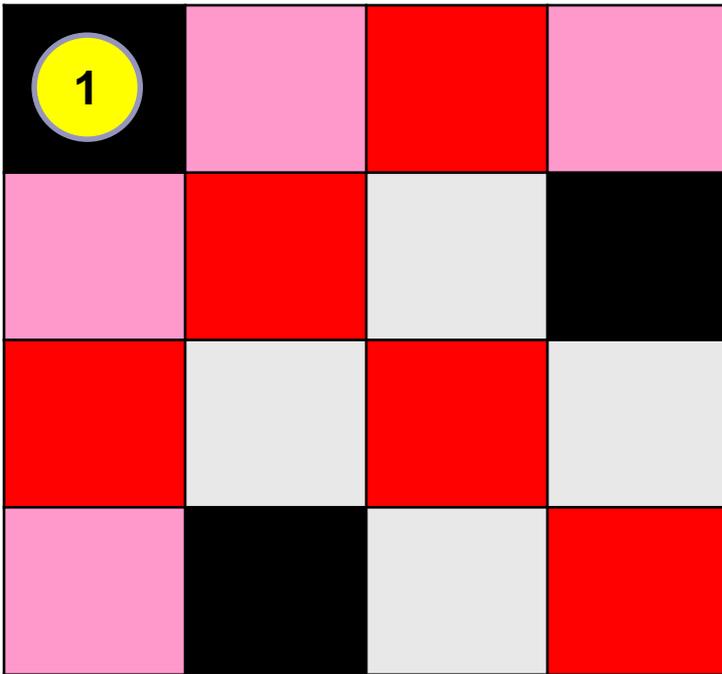
- Lösungen insgesamt 234.907.967.154.122.528
- Eindeutige Lösungen 29.363.495.934.315.694
- Die Berechnung aller Lösungen für $n = 28$ steht noch aus.

4 Damenproblem



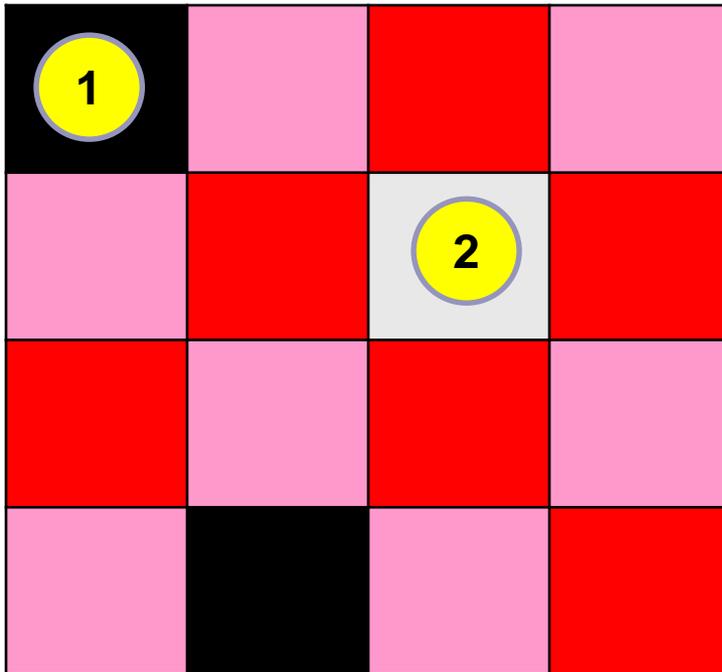
- Erste Dame auf das erste Feld setzen

4 Damenproblem



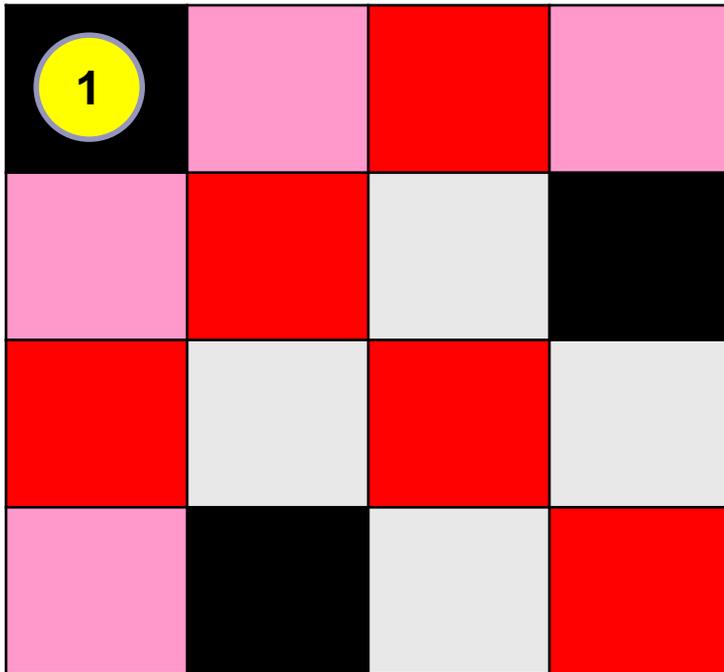
- Erste Dame auf das erste Feld setzen
- Markierte Felder sind bedroht

4 Damenproblem



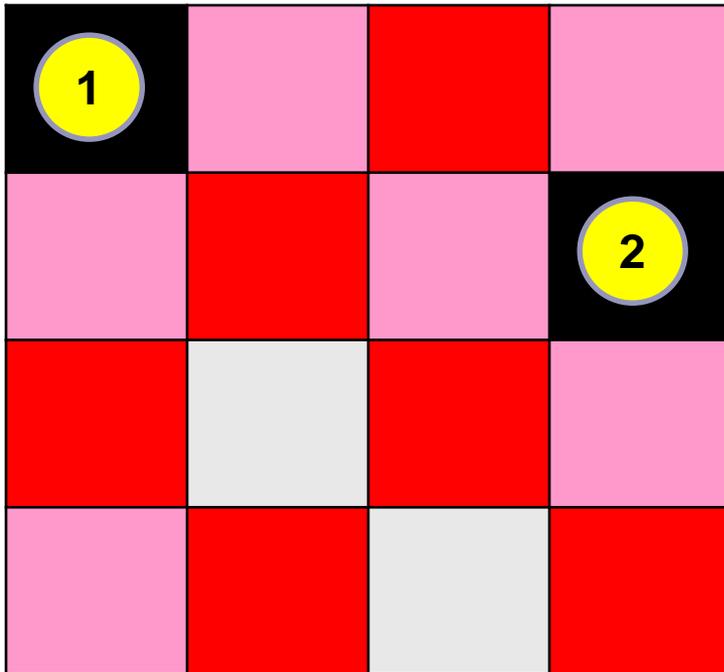
- Erste Dame auf das erste Feld setzen
- Markierte Felder sind bedroht
- Zweite Dame auf erstes freies Feld setzen
- Dritte Reihe komplett bedroht!
- Keine Lösung möglich.
- Backtracking ist nötig

4 Damenproblem



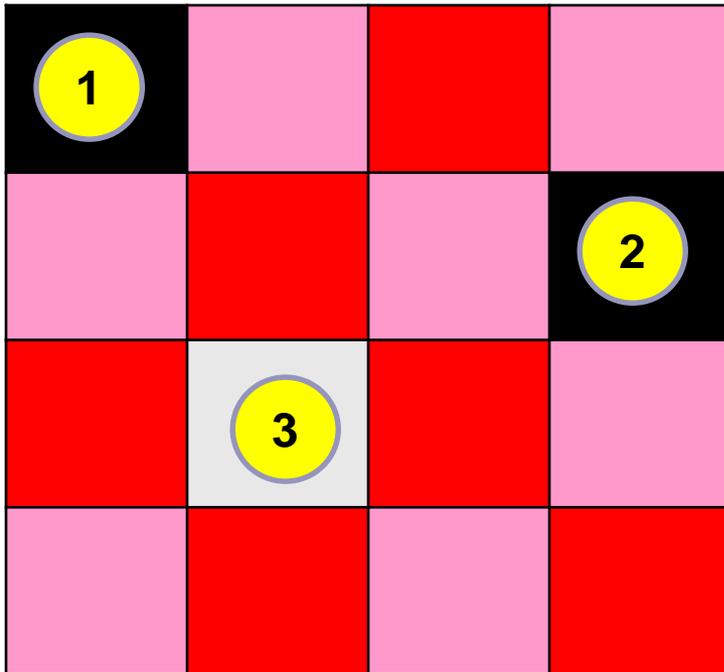
- ...
- Backtracking ist nötig
- Dame zwei wieder entfernen

4 Damenproblem



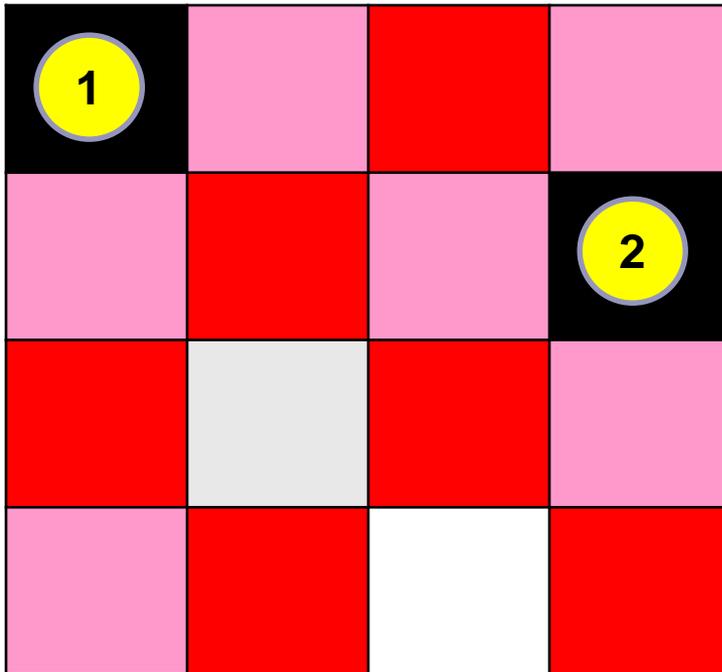
- ...
- Backtracking ist nötig
- Dame zwei wieder entfernen
- Zweite Dame auf das nächste freie Feld

4 Damenproblem



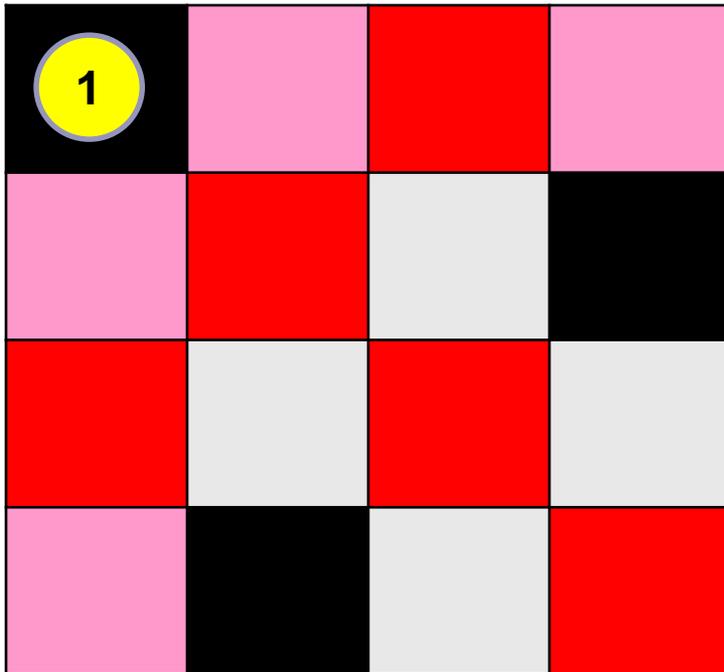
- ...
- Backtracking nötig
- Dame zwei wieder entfernen
- Zweite Dame auf das nächste freie Feld
- Dritte Dame auf das erste freie Feld
- Kein freies Feld für vierte Dame!
- Backtracking ...

4 Damenproblem



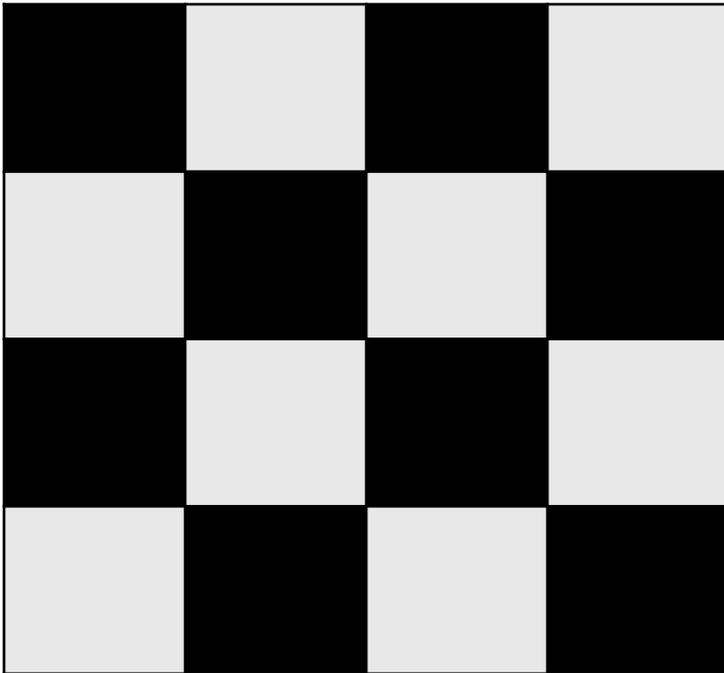
- ...
- Kein Weiteres Feld in der dritten Reihe frei
- Weiteres Backtracking

4 Damenproblem



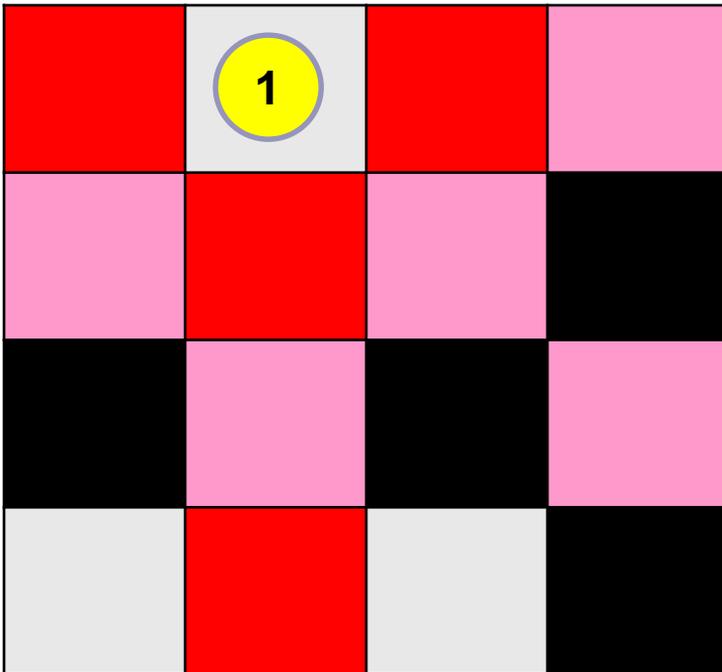
- ...
- Kein Weiteres Feld in der dritten Reihe frei
- Weiteres Backtracking
- Kein weiteres Feld in der zweiten Reihe frei
- Weiteres Backtracking ...

4 Damenproblem



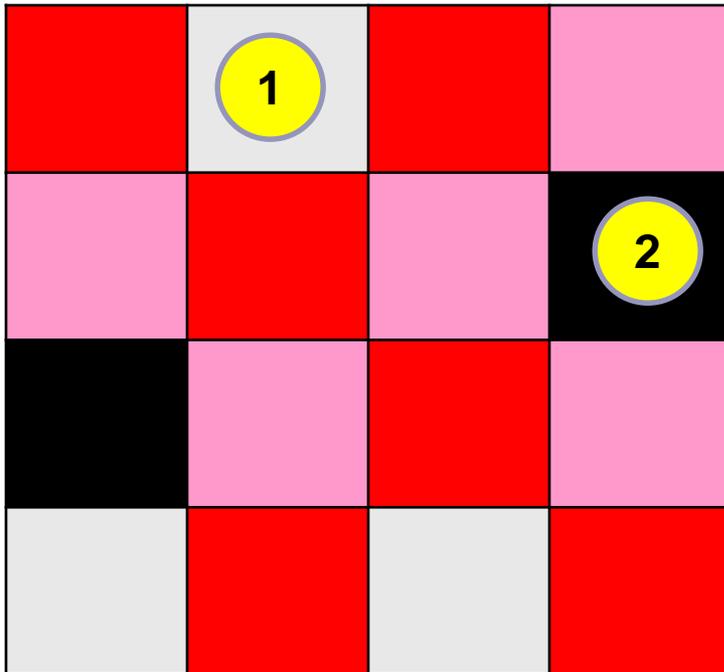
- ...
- Kein Weiteres Feld in der dritten Reihe frei
- Weiteres Backtracking
- Kein weiteres Feld in der zweiten Reihe frei
- Weiteres Backtracking ...

4 Damenproblem



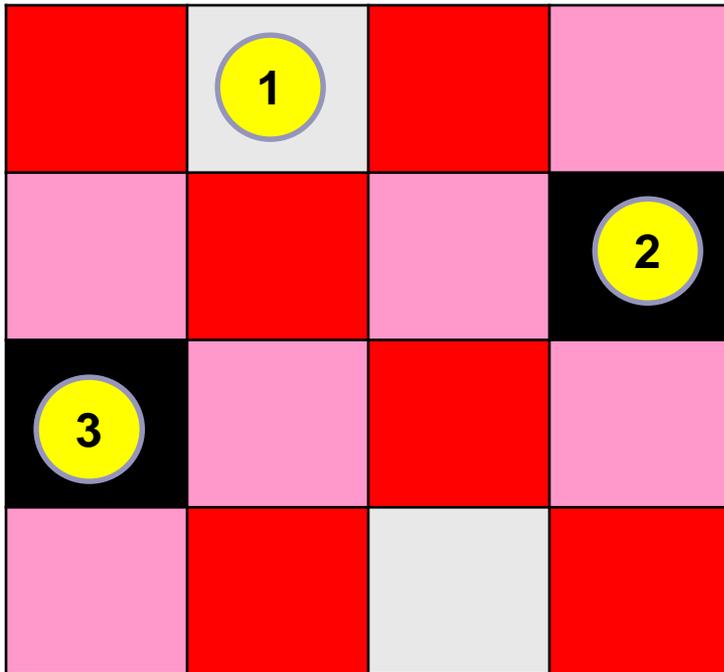
- ...
- Erste Dame auf zweites Feld setzen

4 Damenproblem



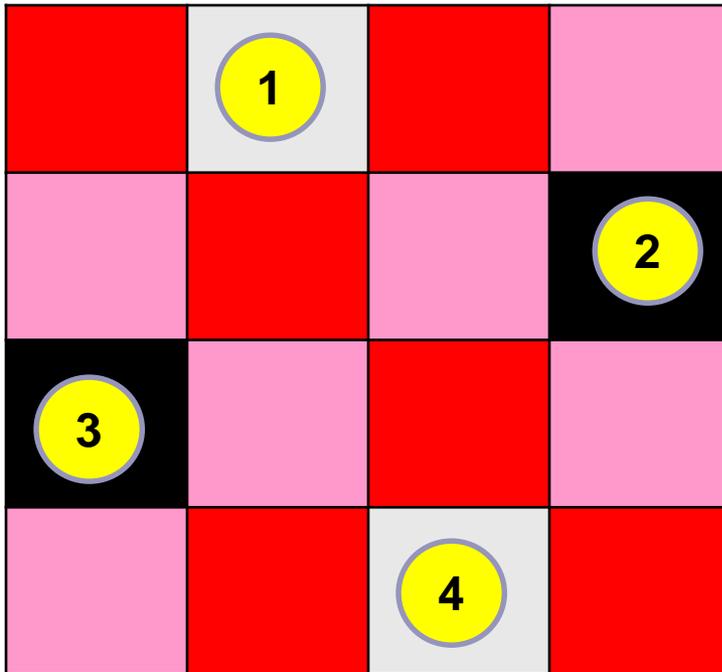
- ...
- Erste Dame auf zweites Feld setzen
- Zweite Dame auf erstes freies Feld setzen

4 Damenproblem



- ...
- Erste Dame auf zweites Feld setzen
- Zweite Dame auf erstes freies Feld setzen
- Dritte Dame auf erstes freies Feld setzen

4 Damenproblem

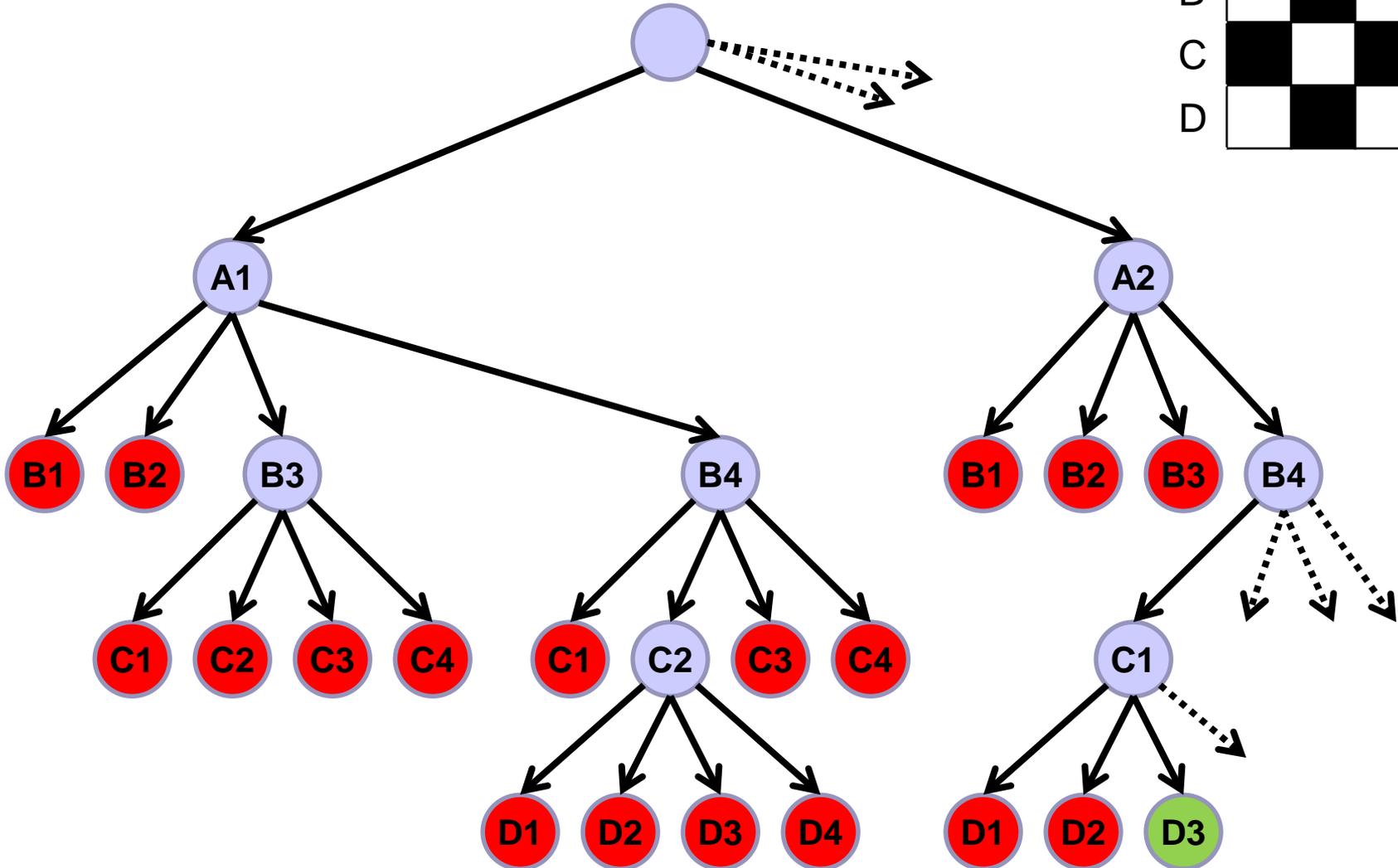


- ...
- Erste Dame auf zweites Feld setzen
- Zweite Dame auf erstes freies Feld setzen
- Dritte Dame auf erstes freies Feld setzen
- Vierte Dame auf erstes freies Feld setzen

- Es wurde eine Lösung gefunden!

4 Damenproblem: Suchbaum

	1	2	3	4
A				
B				
C				
D				



n – Damenproblem in Java

```
public static boolean damen( boolean[][] feld, int reihe){  
  
    if(bedroht (feld))                // testen ob Teillösung ungültig  
        return false;  
    if(reihe == feld.length)          // testen ob Gesamtlösung erreicht  
        return true;  
  
    for(int i = 0; i < feld[reihe].length; i++){  
  
        feld[reihe][i] = true;        // versuchen ...  
        if(damen(feld, reihe+1))  
            return true;  
        else  
            feld[reihe][i] = false;   // backtracking  
    }  
    return false;  
}
```

Aufruf mit:
Damen(feld, 0)

Backtracking – Allgemeiner Algorithmus

BackTracking (Stufe, Lösungsvektor)

falls Teillösung ungültig gib **falsch** zurück

falls alle Komponenten gesetzt sind gib **richtig** zurück

solange es auf der aktuellen Stufe noch Wahlmöglichkeiten gibt:

wähle einen neuen Teil-Lösungsschritt

setze die entsprechende Komponente

falls BackTracking (Stufe+1, Lösungsvektor) gib **richtig** zurück

sonst mache Wahl rückgängig

*Wenn es keinen neuen Teil-Lösungsschritt mehr gibt: **Keine Lösung!***

Paradigma: Divide-and-Conquer

Idee:

Große Probleme in kleinere zerteilen, die leichter zu lösen sind und die Gesamtlösung ermöglichen

Drei Schritte:

Divide: Das Problem wird in mehrere Unterprobleme aufgeteilt

Conquer: Die (kleineren) Unterprobleme werden rekursiv gelöst.
Sind die Unterprobleme klein genug werden sie direkt gelöst.

Combine: Die Lösungen der Teilprobleme werden zu einer Gesamtlösung kombiniert.

Divide-and-Conquer Algorithmen

Merge-Sort:

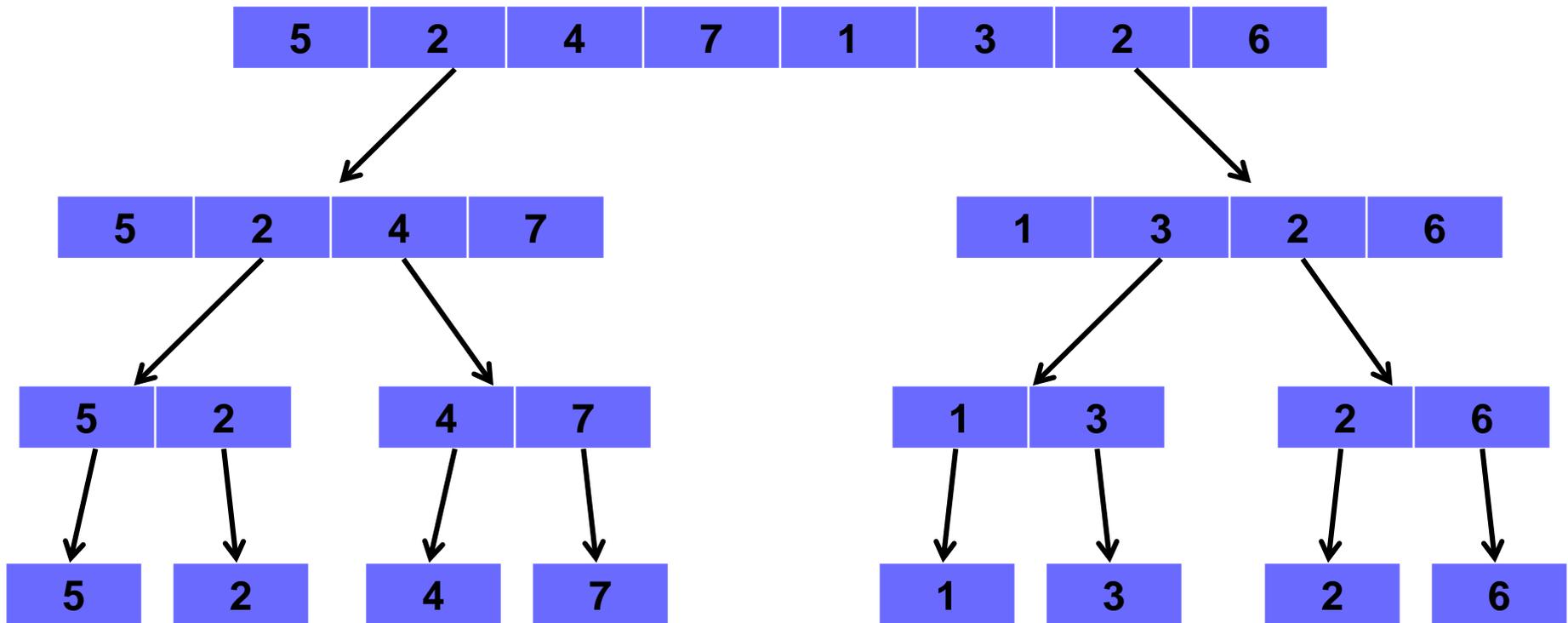
- Divide:** Die zu sortierende Liste der Länge n wird in zwei zu sortierende Listen der Länge $n/2$ aufgeteilt.
- Conquer:** Die Listen werden weiterhin in kleinere Listen aufgeteilt. Einelementige Listen sind automatisch sortiert.
- Combine:** Die zwei sortierten Teillisten werden zusammengefügt (merge) um eine sortierte Liste zu erhalten.

Weitere Algorithmen:

- Binarysearch
- Quicksort

Merge-Sort: Divide

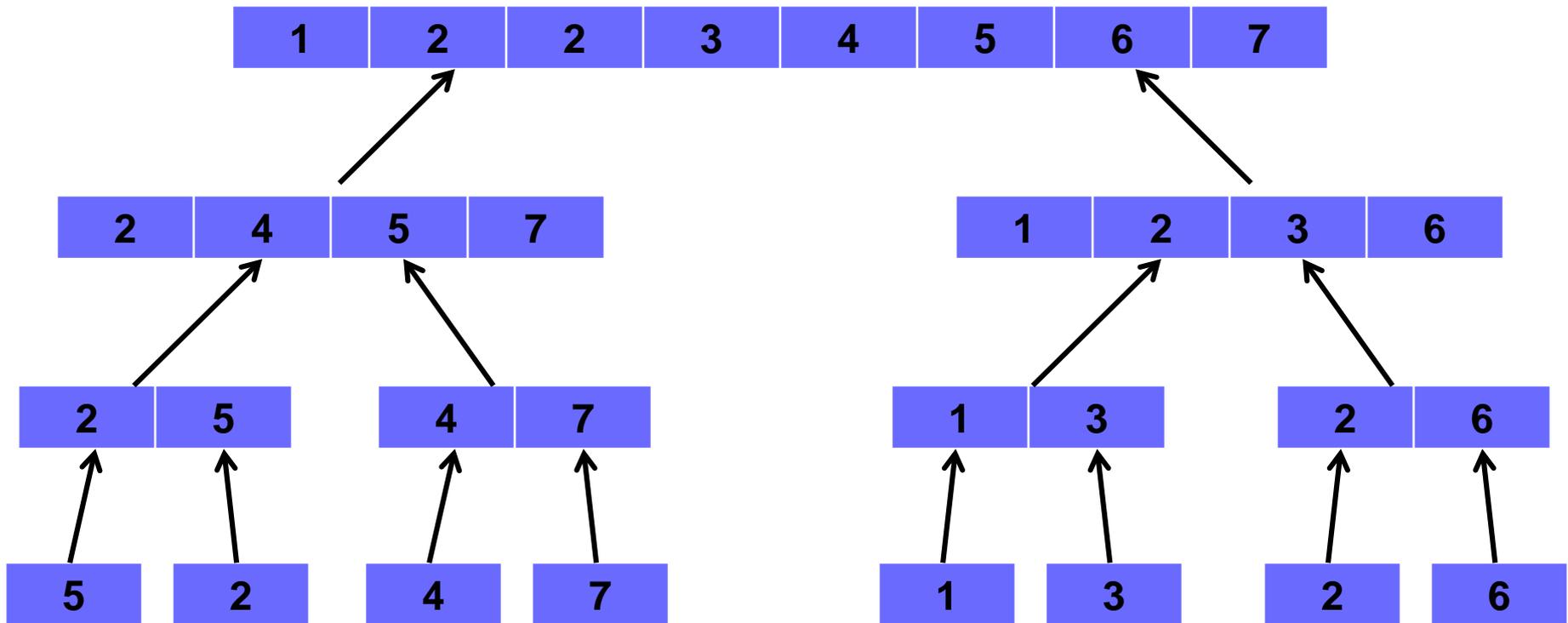
Die zu sortierende Liste der Länge n wird in zwei zu sortierende Listen der Länge $n/2$ aufgeteilt



Merge-Sort: Conquer und Combine

Einelementige Listen sind immer sortiert.

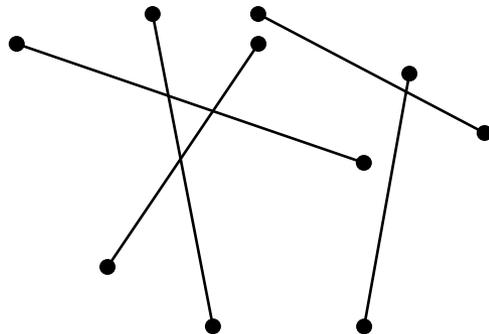
Längere Listen werden durch „mergen“ der sortierten Teillisten sortiert.



Problemstellung:

Schnitt von Liniensegmenten

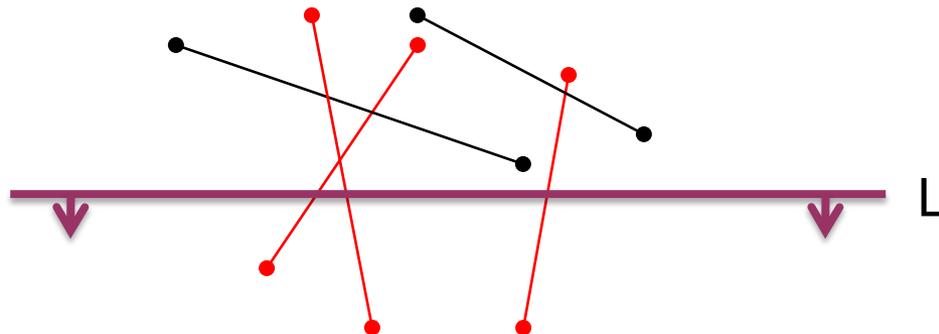
- **Gegeben:**
Eine Menge von abgeschlossenen Liniensegmenten in der Ebene.
(abgeschlossene Liniensegmente enthalten ihre Endpunkte)
- **Gesucht:**
Schnittpunkte der Segmente



- **Naive Brute-Force-Lösung:**
Testen aller Segmentpaare in $O(n^2)$
-> Nur im Worst Case optimal.
- **Gewünscht:**
Algorithmus, dessen Laufzeit geringer ist, insbesondere abhängig von der Größe des Outputs, d.h. „output-sensitiv“.

Einfacher Sweep-Line-Algorithmus

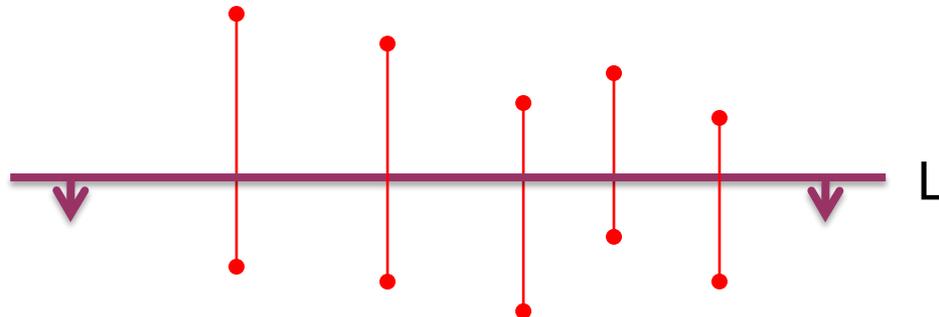
- **Idee:** Vermeide den Test von Segmenten, die weit voneinander entfernt liegen.
- **Durchführung:** Teste nur die Segmentpaare, die gleichzeitig von einer horizontalen Sweep Line L geschnitten werden.
- Die Sweep Line wandert von oben nach unten und stoppt an bestimmten Events. Dieser Algorithmus wird über zwei Datenstrukturen durchgeführt:
 - **Events** = Endpunkte aller Segmente; verwaltet über eine Event-Liste, welche dem „Fahrplan“ des Algorithmus entspricht.
 - **Status** von L = Menge der von L aktuell geschnittenen Segmente. Der Status wird nach jedem Event aktualisiert und ist zu Beginn und am Ende leer.



Einfacher Sweep-Line-Algorithmus

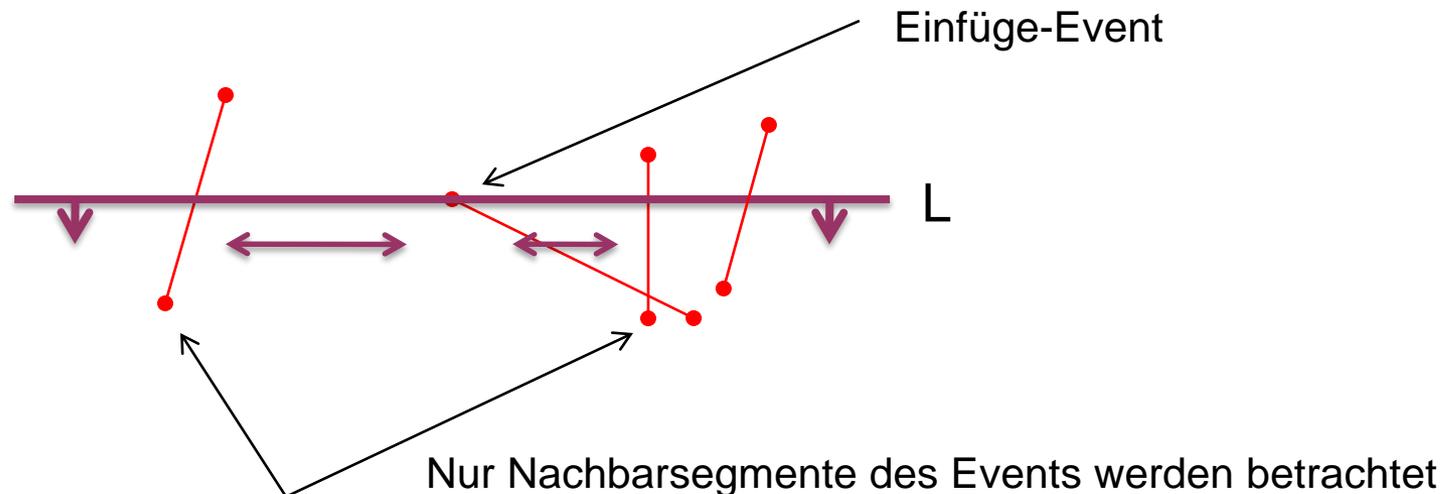
- Ist das Event der obere Endpunkt eines Segments, so wird das Segment gegen alle Segmente im Status auf Schnitt getestet und dann dem Status hinzugefügt.
 - Ist das Event der untere Endpunkt eines Segments, so wird das Segment aus dem Status entfernt.
- ⇒ Es werden nur Paare getestet, die von einer horizontalen Linie geschnitten werden.

Problem: Laufzeit immer noch unabhängig von der Größe des Outputs.



Verbesserter Sweep-Line-Algorithmus

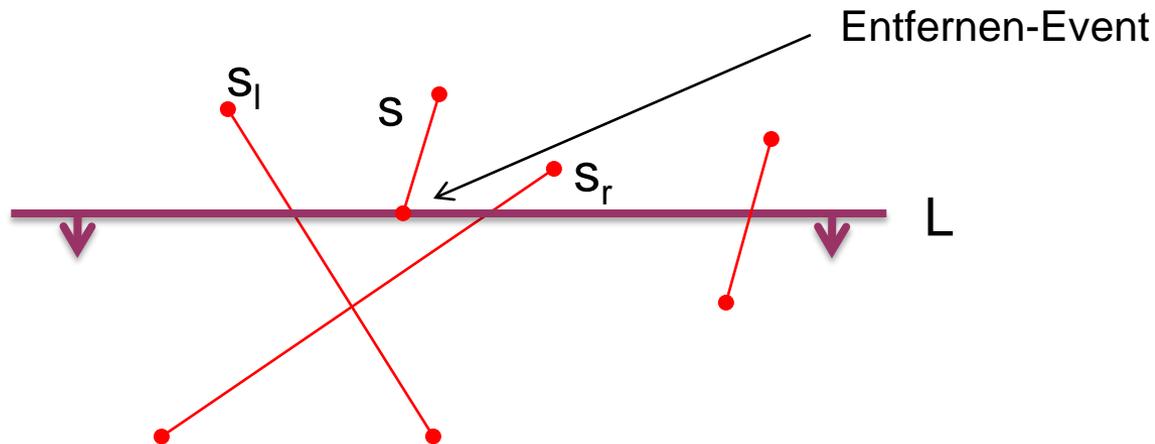
- Ordnen der Segmente im Status von links nach rechts.
- **Vorteil:** Bei Events werden nur noch Tests gegen Nachbarsegmente durchgeführt.



- **Zu Beachten:** Bei Schnittpunkten vertauscht sich die Ordnung der beteiligten Segmente im Status.
- ⇒ Schnittpunkte sind ebenfalls Events (Vertauschung), d.h. nach Erkennen eines Schnittpunktes wird dieser in die Eventliste eingefügt.

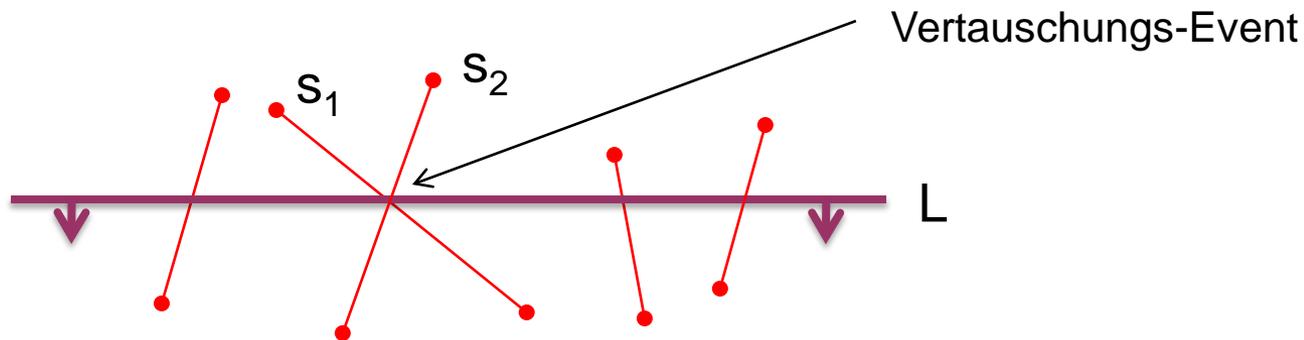
Event-Verarbeitung

- Event = Unterer Endpunkt eines Segments s
- ⇒ Das Segment wird aus dem Status entfernt und die Nachbarn von s werden Nachbarn und müssen auf Schnitt getestet werden
- ⇒ Schnittpunkte werden ggf. als Events in die Queue eingefügt.



Event-Verarbeitung

- Event = Schnittpunkt zwischen Segmenten s_1 und s_2
- ⇒ Die Reihenfolge von s_1 und s_2 im Status wird getauscht und die Segmente jeweils gegen (höchstens) einen neuen Nachbarn getestet.
- ⇒ Schnittpunkte werden ggf. als Events in die Queue eingefügt.



Algorithmus: Datenstrukturen

- **Event-Queue** Q als balancierter binärer Suchbaum oder Heap
 - Lexikographische Ordnung:
 $p < q \Leftrightarrow (p_x < q_x \text{ oder } p_y = q_y \text{ und } p_x < q_x)$
d.h. der linke Endpunkt eines horizontalen Segments wird zuerst abgearbeitet.
 - Operationen: Liefere nächstes Event, Prüfe ob Event bereits vorhanden
- **Status** T als balancierter binärer Suchbaum
 - Segmente sind entlang der Sweep Line L geordnet.
 - Operationen: Finde Segment links/auf/rechts von einem Punkt q
- **Bezeichnungen für disjunkte Segmentmengen:**
 - $U(p)$ = Segmente, die p als oberen Endpunkt haben.
 - $L(p)$ = Segmente in T , die p als unteren Endpunkt haben.
 - $C(p)$ = Segmente in T , die p im Inneren enthalten.

Algorithmus

```
FindIntersections (Q) {  
    Q ← empty  
    insert segment endpoints into Q  
    T ← empty  
    while (Q is not empty) {  
        p ← GetnextEventPoint(Q)  
        removeEventPoint(Q,p)  
        HandleEventPoint(p)  
    }  
}
```

Algorithmus

```
HandleEventPoint(p) {
    determine U(p), L(p), C(p)
    if ( |U(p)| + |L(p)| + |C(p)| < 1) report p as intersection
    remove L(p), C(p) from T           // Löschen & Neueinfügen von C(p):
    insert U(p), C(p) into T           // ändert die Ordnung der Segmente
    if (U(p) ∪ C(p) is empty)
        sl, sr ← left, right neighbors of p in T
        FindNewEvents(sl, sr, p)
    else
        s' ← leftmost segment of U(p) ∪ C(p)
        sl ← left neighbor of s' in T
        FindNewEvents(sl, s', p)

        s'' ← rightmost segment of U(p) ∪ C(p)
        sr ← left neighbor of s'' in T
        FindNewEvent(s'', sr, p)
}
```

Algorithmus

```
FindNewEvents( $s_l, s_r, p$ ) {  
    if ( $s_l, s_r$  intersect below L ||  $s_l, s_r$  intersect on L and on the right of p) {  
         $r \leftarrow$  Intersection( $s_l, s_r$ )  
        if (r not in Q) insert(r, Q)  
    }  
}
```

Komplexität: Verbesserter Sweep-Line-Alg.

- **Speicherkomplexität:**

$O(n + i)$, wobei n die Anzahl der Segmente ist, und i die Anzahl ihrer Schnittpunkte. Die Anzahl der Events ist $2n + i$ ($2n$ Endpunkte und i Schnittpunkte).

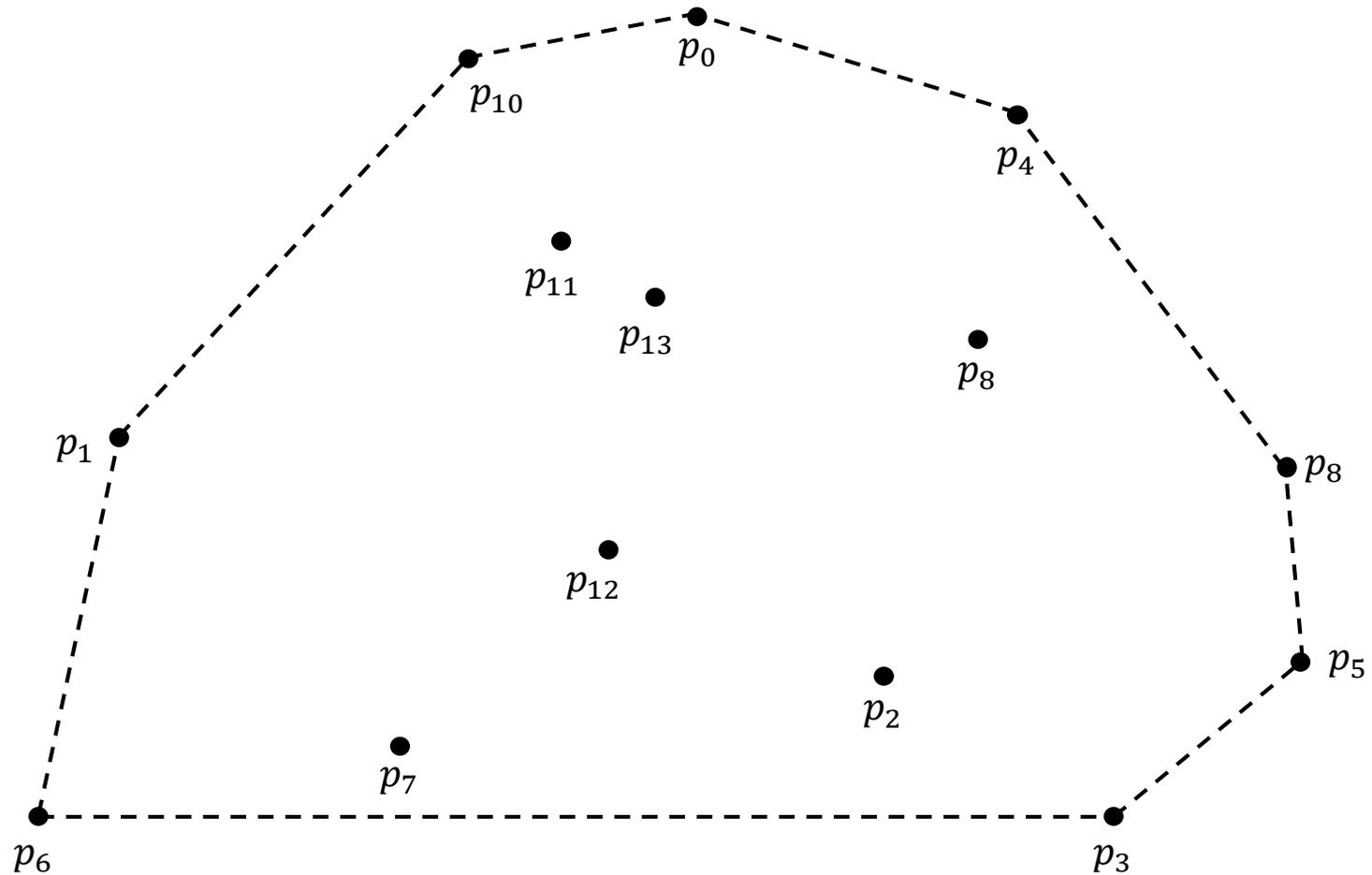
- **Laufzeitkomplexität:**

$O((n + i) \cdot \log n)$, wobei sich $\log n$ auf die Suchkomplexität im binären Statusbaum bezieht. Dieser enthält maximal n Segmente gleichzeitig und erfährt $n + i$ Einfügungen und $n + i$ Entfernungen.

Konvexe Hülle

- Definition:
 - Die konvexe Hülle einer Punktmenge M ist die kleinste konvexe Punktmenge, die M umfasst.
 - Ist M eine endliche Menge, so ist die konvexe Hülle ein (konvexes) Polygon, dessen Ecken eine Teilmenge von M bilden.
- Erinnerung:
 - X ist konvex, wenn für $x, y \in X$ auch alle Punkte der Strecke von x nach y in X liegen.
- Bestimmung der konvexen Hülle:
 - Berechnung einer Liste von Punkten p_1, \dots, p_h zu einer gegebenen (endlichen) Punktmenge M der Größe n , sodass die p_i die Ecken der konvexen Hülle von M in der richtigen Reihenfolge sind.

Konvexe Hülle: Beispiel



Konvexe Hülle: Bestimmung

- Inkrementelles Verfahren:
 - Sukzessives Hinzufügen von Punkten zur konvexen Hülle der bisher gesehenen Punkte. Bei naiver Implementierung: $\Theta(n^2)$.
- **Graham's scan:**
 - Anordnung der Punkte nach Polarwinkel und überstreicht dann mit einer rotierenden Halbgeraden. Bei Umsetzung mit Stack: $O(n \log n)$.
- **Jarvis' march** (auch *gift wrapping*):
 - Man „umwickelt“ die Punktmenge von unten her links und rechts. $O(nh)$, wobei h die Größe der konvexen Hülle ist.
- Divide-and-conquer:
 - Jeweils zwei konvexe Polygone zusammenfügen, gesamt: $\Theta(n \log n)$.
- Sweep Line:
 - Neue, äußere Punkte im Status behandeln, gesamt: $O(n \log n)$
- Bestes Verfahren:
 - Ähnlich wie Medianfindung in Linearzeit: $O(n \log h)$.

Konvexe Hülle: Graham's Scan

- Algorithmus:
 - Auswahl eines beliebigen Punktes p_0 aus M .
Strategie: Wähle Punkt mit kleinster y -Koordinate.
 - Sortierung der übrigen Punkte p_1, \dots, p_n nach Polarwinkel relativ zu y . Verarbeite der Reihe nach p_1, p_2, \dots, p_n
 - Verwendung eines Stacks, dessen Inhalt immer gerade die konvexe Hülle der bisher gesehenen Punkte ist
 - Enthält der Stack weniger als zwei Elemente, oder bildet ein neuer Punkt p mit den obersten beiden Punkten auf dem Stack eine Linkskurve, so wird p auf den Stack gelegt.
 - Bildet ein neuer Punkt p mit den obersten beiden Punkten auf dem Stack eine Rechtskurve oder liegt geradeaus, so entfernen wir Punkte vom Stack bis eine Linkskurve vorliegt.
 - Sind alle Punkte verarbeitet, so enthält der Stack die Ecken der konvexen Hülle

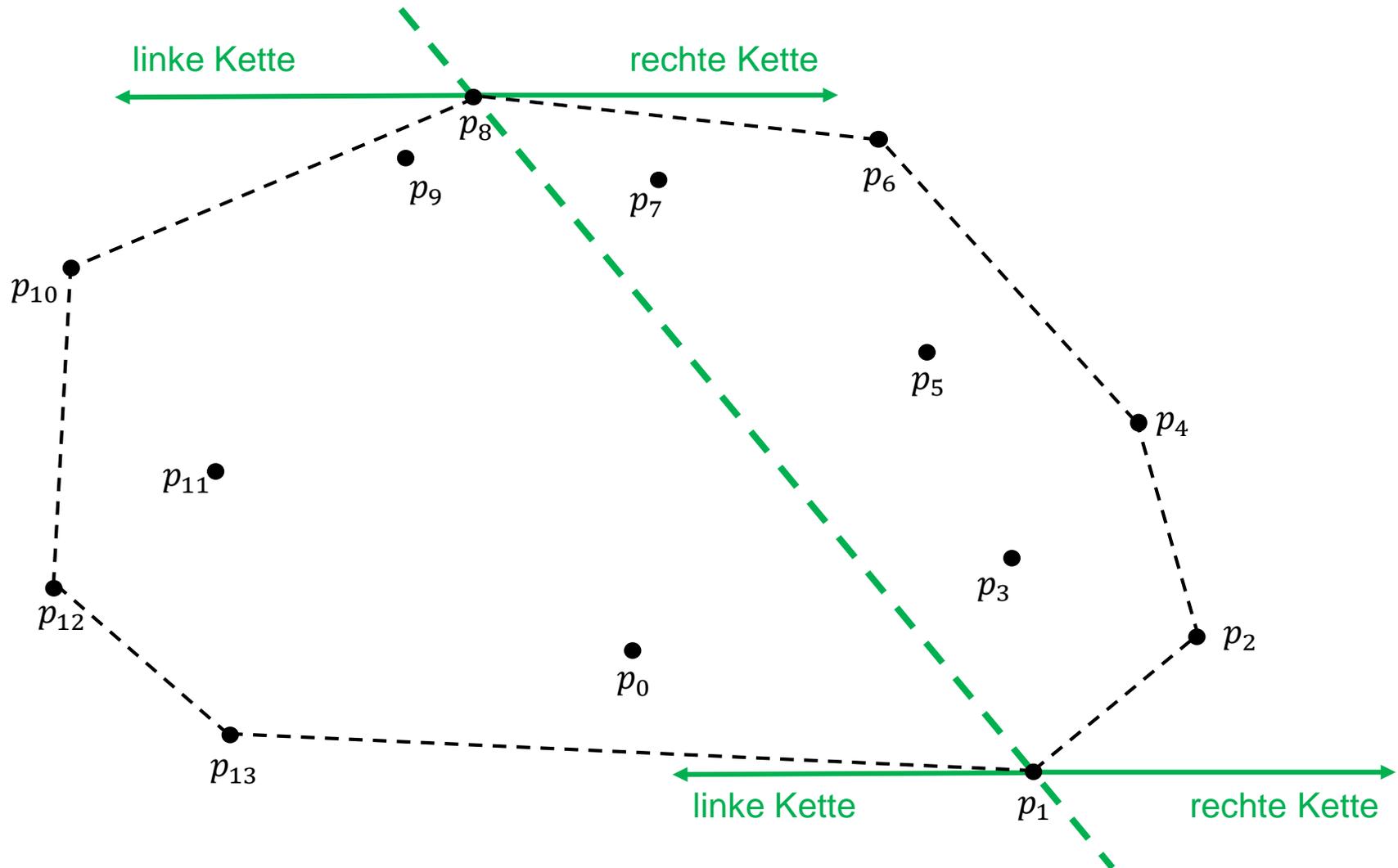
Konvexe Hülle: Graham's Scan – Laufzeit

- Das Verarbeiten des i -ten Punktes kann bis zu $i - 2$ Operationen erfordern.
 - Laufzeit $\Theta(n^2)$? Nein!!!
 - Jeder Punkt wird höchstens einmal auf den Keller gelegt.
 - Dadurch wird jeder Punkt höchstens einmal wieder entfernt
 - Es finden also nur $O(n)$ Stackoperationen statt!
- Zudem: $O(n)$ Kreuzprodukte und Vergleiche notwendig!
- Die Laufzeit wird vom Sortierprozess dominiert: $O(n \log n)$.
- *Erinnerung Kreuzprodukt: Für zwei Vektoren u, v ist das Kreuzprodukt $u \times v$ der zu u und v orthogonale Vektor.*

Konvexe Hülle: Jarvis' March

- Algorithmus:
 - Wir befestigen einen Faden am Punkt mit der niedrigsten y-Koordinate
 - Wir wickeln das eine Ende des Fadens rechts herum, das andere links herum, solange bis sich die beiden Enden oben treffen
 - Der nächste Eckpunkt ist jeweils der mit dem kleinsten Polarwinkel in Bezug auf den als letztes Hinzugefügten.
 - Der Polarwinkelvergleich kann allein mit Kreuzprodukten ermittelt werden
- Laufzeit:
 - Insgesamt $O(nh)$.
 - Besser als Graham's Scan wenn $h = o(\log n)$
 - Verallgemeinerbar auf 3D

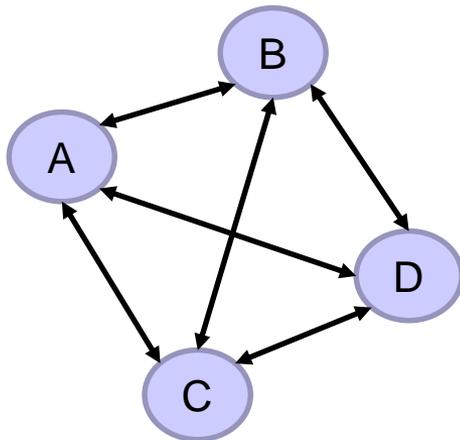
Konvexe Hülle: Jarvis' March – Beispiel



Traveling Salesperson Problem (TSP)

Kombinatorisches Problem:

- Ein Handlungsreisender plant eine Rundreise durch mehrere Städte.
- Start und Ziel der Rundreise ist eine vorgegebene Stadt.
- Jede Stadt soll nur einmal besucht werden (Ausnahme Start und Ziel)
- Die Kosten der Reise sollen minimal sein.
- In welcher Reihenfolge müssen die Städte besucht werden?



Entfernungstabelle: *nach*

	A	B	C	D
A	---	10	15	20
B	5	---	9	10
C	6	13	---	12
D	8	8	9	---

Eine optimale Route mit Kosten von **35** verläuft über: **A -> B -> D -> C -> A**

Traveling Salesperson Problem (TSP)

Anwendung:

- Tourenplanung in der Logistik
- Design von Mikrochips
- Genom-Sequenzierung
- ...

Problem:

- Anzahl der Rundreisen: $(n-1) \cdot (n-2) \cdot \dots \cdot 2 \cdot 1 = (n-1)!$

1.307.674.368.000	für 15 Knoten
15.511.210.043.330.985.984.000.000	für 25 Knoten
- Durchprobieren (Brute Force) für großes n praktisch nicht möglich
- Tatsächlich existiert bis heute kein exakter Algorithmus, der das TSP effizient (in nicht-exponentieller Zeit) löst
- Man geht in der Informatik davon aus, dass ein solcher auch nicht existieren kann („NP vollständig“)

Wie gehen wir vor um ein solches NP-vollständiges Problem zu lösen?

Paradigma: Branch and Bound

Idee:

- Methode zur Lösung von (NP-vollständigen) Optimierungsproblemen, bei denen keine anderen effizienten Verfahren bekannt sind.
- Wie bei Backtracking (trial and error).
- Schrittweises Annähern an die Gesamtlösung.
- Für die Teillösungen werden Schranken (Bounds) berechnet.
- Teillösungen werden dann verworfen, wenn das Optimum nicht mehr erreicht werden kann.

Vorgehensweise:

- Berechne Bound b der leeren Lösung v und füge (v, b) in die Liste Q ein.
- *Wiederhole:*
 - Entferne (v, b) mit minimalem Bound b aus Q
 - Falls x vollständige Lösung *gib diese aus*
 - Sonst: Erweitere x , bestimme Bound b_w für jede Erweiterung w und füge (w, b_w) in Q ein.

Branch für TSP

Aufteilung des Lösungsraums in:

- Rundreisen, die nicht direkt von i nach j gehen und
- Rundreisen, die direkt von i nach j gehen

Wird in der Entfernungstabelle $M[i, j]$ auf „-“ gesetzt, sind nur noch Rundreisen möglich, die Kante (i, j) nicht enthalten.

Somit kann die Aufteilung des Lösungsraums wie folgt realisiert werden:

Branch 1: Rundreisen die nicht direkt von i nach j gehen:

Setze: $M[i, j] = -$, d.h. Entfernen der Kante (i, j)

Branch 2: Rundreisen die direkt von i nach j gehen:

Setze: $M[i, k] = -$, d.h. Entfernen der Kante (i, k) für $k \neq j$

Setze: $M[l, j] = -$, d.h. Entfernen der Kante (l, j) für $l \neq i$

Setze: $M[j, i] = -$, d.h. Entfernen der Kante (j, i)

→ Ein Baum entsteht, dessen Blätter die möglichen Pfade repräsentieren.

Entscheidungsbaum: Branch and Bound

- Ziel: Verwerfen von Teillösungen
 - Zweige des Baumes werden nicht weiter verfolgt
- Zwei Möglichkeiten:
 - Tiefensuche um erste vollständige Lösung zu erhalten (In Blatt)
 - Die Lösung dient als obere Schranke des Ergebnisses
 - Alle Teillösungen deren Bound (untere Schranke) bereits über der Schranke liegen werden verworfen
 - Heuristische obere Schranke bereits in inneren Knoten des Baums

Einfacher Bound für TSP

- Gesucht ist eine möglichst große **untere Schranke** für die Kosten.
→ Je genauer, desto näher am Optimum.
- **Idee:** Jede Stadt wird genau ein Mal **verlassen**.
- Aus jeder Zeile wird *genau ein* Wert entnommen.
- Die Summe der minimalen Werte jede Zeile ist eine untere Schranke
- Gleiches gilt für die minimalen Werte der Spalten.

	<i>n a c h</i>				
	A	B	C	D	<i>min</i>
A	---	10	15	20	10
B	5	---	9	10	5
C	6	13	---	12	6
D	8	8	9	---	8
Summe					29

Kann man diese Schranke noch verbessern?

Verbesserter Bound für TSP

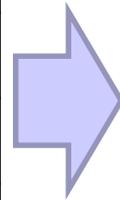
- **Idee:** Gibt es Städte, bei welchen noch nicht die minimalen Kosten für das **Betreten** angenommen wurden?

Reduzierung der Matrix:

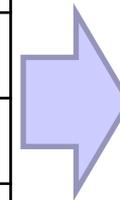
- Bestimmung des Minimums m_i der Einträge der Zeile i
- m_i wird von allen Einträgen in der Zeile i abgezogen
- Wir reduzieren jede Zeile Entfernungsmatrix M und erhalten die Matrix M' sowie die Werte m_1, \dots, m_n als Minima der Zeilen von M und m_{n+1}, \dots, m_{2n} als Minima der Spalten von M' .
- Der Bound entspricht $\sum_{i=1}^{2n} m_i$.

Beispiel:

---	10	15	20	10
5	---	9	10	5
6	13	---	12	6
8	8	9	---	8
				29



---	0	5	10	
0	---	4	5	
0	7	---	6	
0	0	1	---	
0	0	1	5	6



Bound: **29 + 6 = 35**

Optimierungsprobleme

Unter Optimierungsprobleme versteht man Probleme mit den folgenden Eigenschaften:

- Es gibt eine Menge von Lösungen
- Es gibt eine Bewertungsfunktion für Lösungen
- Gesucht ist eine beste Lösung (beste Bewertung)

Optimierungsprobleme:

- Kürzester Weg im Graph
- *Rucksackproblem*
- Maximaler Fluss in einem Netzwerk
- *Traveling Salesperson Problem (TSP)*
- Minimaler Spannbaum

Paradigma: Greedy (gierige) Algorithmen

Idee:

Schrittweise die jeweils für den Moment beste Entscheidung treffen.

- Meist schnelle Lösung
- Liefert oft keine optimalen Lösungen

Beispiel:

Prim-Algorithmus zur Berechnung des MST

Vorgehen:

Die besten Kanten werden sukzessive hinzugenommen.

Rucksackproblem

Gegeben:

- Ein Behälter mit definierter Größe bzw. maximalem Gewicht G .
- Verschiedene Objekte definierter Größe/Gewicht und definierten Wertes.
 - Objekte: $1, \dots, i, \dots, n$
 - Größe/Gewicht: $g_1, \dots, g_i, \dots, g_n$
 - Wert: $v_1, \dots, v_i, \dots, v_n$

Gesucht:

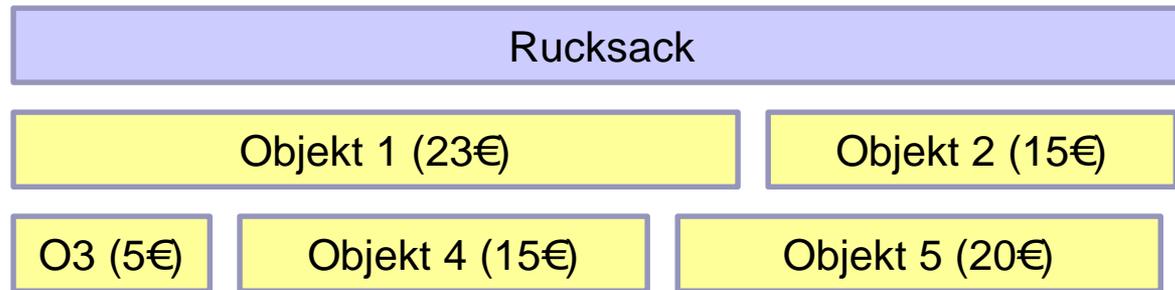
Maximaler Wert des Behälterinhaltes

Anwendung:

- LKW-Kapazität optimal nutzen
- Lagerhaltung
- ...

Rucksackproblem - Beispiel

Rucksack und Objekte:



Optimale Lösung:



Greedy – Rucksackproblem

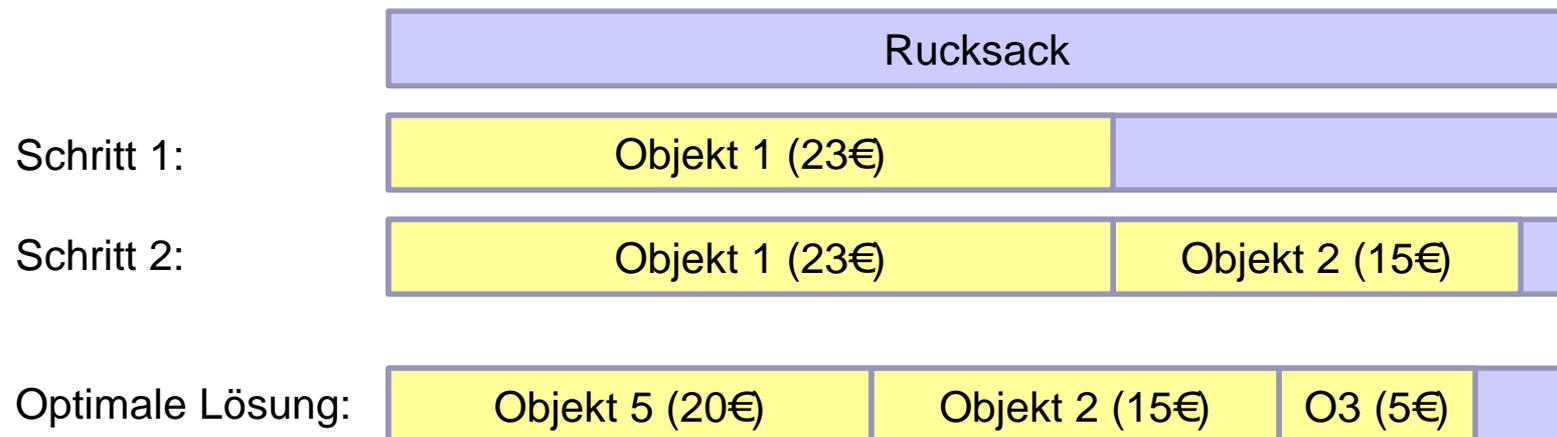
Greedy:

Wähle jeweils aus den übrigen Objekt jenes mit der höchsten Bewertung, das noch in den Rucksack passt und packe dieses hinzu.

Bewertungen:

- Je kleiner desto besser
- **Je wertvoller desto besser**
- Je größer das Verhältnis Wert zu Größe desto besser

Greedy-Ansatz führt nicht zur optimalen Lösung!



Paradigma: Dynamische Programmierung

Idee:

Erst kleinste Probleme lösen und dann deren Lösungen sukzessive nutzen um größere Problemlösungen zu konstruieren.

Paradigma bereits bekannt:

- Floyd-Algorithmus

Jetzt:

- Edit Distanz
- Dynamischer-Algorithmus für das Rucksackproblem

Vorgehensweise

Dynamische Programmierung

1. Definition des Optimierungskriteriums
2. Definition von Teilproblemen
3. Zerlegung in Teilprobleme => führt zu Rekursionsgleichungen
4. Auswertung der Rekursionsgleichung mittels Tabelle

Beispiel: Edit-Distanz

- Ähnlichkeitssuche in Datenbanken:
 - Z.B. Suchen von ähnlichen DNA-Sequenzen
 - Benötigt die Definition eines Ähnlichkeitsmaßes
- Ein Ansatz ist die Edit-Distanz zweier Sequenzen s und t .
 - Minimale Anzahl von Operationen, die benötigt werden um s in t zu überführen
 - Operationen sind Umbenennen, Löschen oder Hinzufügen einzelner Zeichen der Sequenz
- Alignments:
 - Hilfsmittel zur formalen Definition der Edit-Distanz
 - Ein Alignment zweier Sequenzen ist die zeichenweise Anordnung, so dass jeder Buchstabe einem anderen der anderen Sequenz oder einer Lücke „-“ zugeordnet ist
 - Die relative Ordnung der Zeichen bleibt dabei gewahrt

Edit-Distanz: Rekursionsgleichung

- Die Berechnung der Edit-Distanz zweier Sequenzen entspricht also der Suche nach einem Alignment, so dass der Ähnlichkeitswert maximal bzw. die Distanz minimal ist
- Zu einer Sequenz s sein s_i diejenige Sequenz, die aus den ersten i Zeichen von s besteht
- Die Edit-Distanz lässt sich dann rekursiv wie folgt bestimmen:

$$d(s_i, q_j) = \begin{cases} j & \text{falls } i = 0 \\ i & \text{falls } j = 0 \\ d(s_{i-1}, q_{j-1}) & \text{falls } s[i] = q[j] \\ \min \begin{cases} d(s_{i-1}, q_{j-1}) \\ d(s_i, q_{j-1}) \\ d(s_{i-1}, q_j) \end{cases} + 1 & \text{sonst} \end{cases}$$

Edit-Distanz: Beobachtungen

- Naiver Ansatz: Löse das Problem mittels der Rekursionsgleichung
 - Exponentieller Zeitaufwand
 - entsteht durch Mehrfachberechnungen der einzelnen Teillösungen
- Idee:
 - Bottom-Up statt Top-Down Berechnung
- Ansatz Dynamische Programmierung:
 - Teilberechnungen in eine Matrix eintragen
 - Aus den einzelnen Teillösungen für kleinere Teilprobleme Lösungen für größere Teilprobleme (bis zum Gesamtproblem) zusammensetzen
- Platz- bzw. Zeitkomplexität:
 - Jeder Matrixeintrag kann in $O(1)$ bestimmt werden
 - Komplexität beträgt also $O(|s| \cdot |t|)$

Edit-Distanz: Algorithmus

- Gegeben: Zwei Sequenzen s und t
 - Erstelle eine $|s + 1| \times |t + 1|$ Matrix D , die die einzelnen Distanzen enthält
1. Basisfälle:
- $i=j=0$ $\rightarrow D[i][j]=D[0][0]=0$
 - $i=0, 0 < j \leq |t|$ $\rightarrow D[i][j]=D[0][j]=j$ (Hinzufügen von j Zeichen, 1. Zeile)
 - $0 < i \leq |s|, j=0$ $\rightarrow D[i][j]=D[i][0]=i$ (Hinzufügen von i Zeichen, 1. Spalte)
2. Ausfüllen der restlichen Tabelle:
- Zeilen- oder spaltenweises Ausfüllen
 - $d(s_i, t_j)$ ergibt sich aus $d(s_{i-1}, t_{j-1})$, $d(s_{i-1}, t_j)$ sowie $d(s_i, t_{j-1})$, also:
 $D[i][j]$ ergibt sich aus $D[i-1][j-1]$, $D[i-1][j]$ sowie $D[i][j-1]$
- Die gesuchte Edit-Distanz ist dann $d(s_{|s|}, t_{|t|})$ bzw. der letzte Matrixeintrag (rechts unten), also $D[|s|][|t|]$

Beispiel zur Edit-Distanz

- Berechne die Edit-Distanz der beiden Sequenzen HALLO und AUTO:

		A	U	T	O
	0	1	2	3	4
H	1	1	2	3	4
A	2	1	2	3	4
L	3	2	2	3	4
L	4	3	3	3	4
O	5	4	4	4	3

Rucksackproblem

1. Definition des Optimierungskriteriums:

Für jedes Objekt i ist zu entscheiden, ob es eingepackt wird.

$$a_i \in \{0,1\}$$

$$a^n := a_1, \dots, a_n$$

$$\max_{a^n} \left\{ \sum_{j=1}^n a_j v_j : \sum_{j=1}^n a_j g_j \leq G \right\}$$

Gesucht sind a_1, \dots, a_n , sodass das zulässige Gewicht nicht überschritten wird und der Gesamtwert maximal ist.

Rucksackproblem

2. Definition von Teilproblemen und einer Hilfsgröße:

Betrachtet wird der Wert $w(i, h)$ eines nur bis h gefüllten Rucksackes, wobei nur die Objekte $1, \dots, i$ verwendet werden.

Hilfsgröße:

$$w(i, h) = \max_{a^i} \{ \sum_{j=1}^i a_j v_j \mid \sum_{j=1}^i a_j g_j \leq h \}$$

Rucksackproblem

3. Zerlegung in Teilprobleme

Ansatz: Konstruiere eine Lösung für i Objekte auf Basis der Lösung von $i-1$ Objekten

$$w(i, h) = \max \left\{ \begin{array}{l} \mathbf{0} + \max_{a^{i-1}} \left\{ \sum_{j=1}^{i-1} a_j v_j \mid \sum_{j=1}^{i-1} a_j g_j \leq h \right\}, \\ v_i + \max_{a^{i-1}} \left\{ \sum_{j=1}^{i-1} a_j v_j \mid \sum_{j=1}^{i-1} a_j g_j \leq h - g_i \right\} \end{array} \right\}$$

$$= \max\{w(i-1, h), v_i + w(i-1, h - g_i)\}$$

$w(i-1, h - g_i)$: "höchster Wert wenn Objekt i noch nicht verwendet wurde und noch Platz für das Objekt ist."

Rucksackproblem

4. Auswertung der Rekursionsgleichung

Randbedingungen:

$$i = 0 : w(i, h) = 0$$

$$h \leq 0 : w(i, h) = 0$$

Implementierung: 2 Schleifen

```
for i = 1, ..., n do
  for h = 0, ..., G do
    w[i,h] = max{ ... }
```

Lösung für n Objekte und Rucksack der Größe G steht in $w[n, G]$

Rucksackproblem in Java

```
public static int pack(int capacity, int[] value, int[] weight){  
  
    int[][] matrix = new int[value.length+1][capacity+1];  
    int count = value.length;  
  
    for(int i = 1; i <= count; i++){  
        for(int h = 1; h <= capacity; h++){  
  
            if(weight[i] <= h)  
                matrix[i][h] =  
                    max(matrix[i-1][h], value[i] + matrix[i-1][h-weight[i]]);  
            else  
                matrix[i][h] = matrix[i-1][h];  
  
        }  
    }  
  
    return matrix[count][capacity];  
  
}
```

Rekursionsgleichung:

$$\max\{w(i-1, h), v_i + w(i-1, h - g_i)\}$$

Rucksackproblem

Rucksackgröße: 10

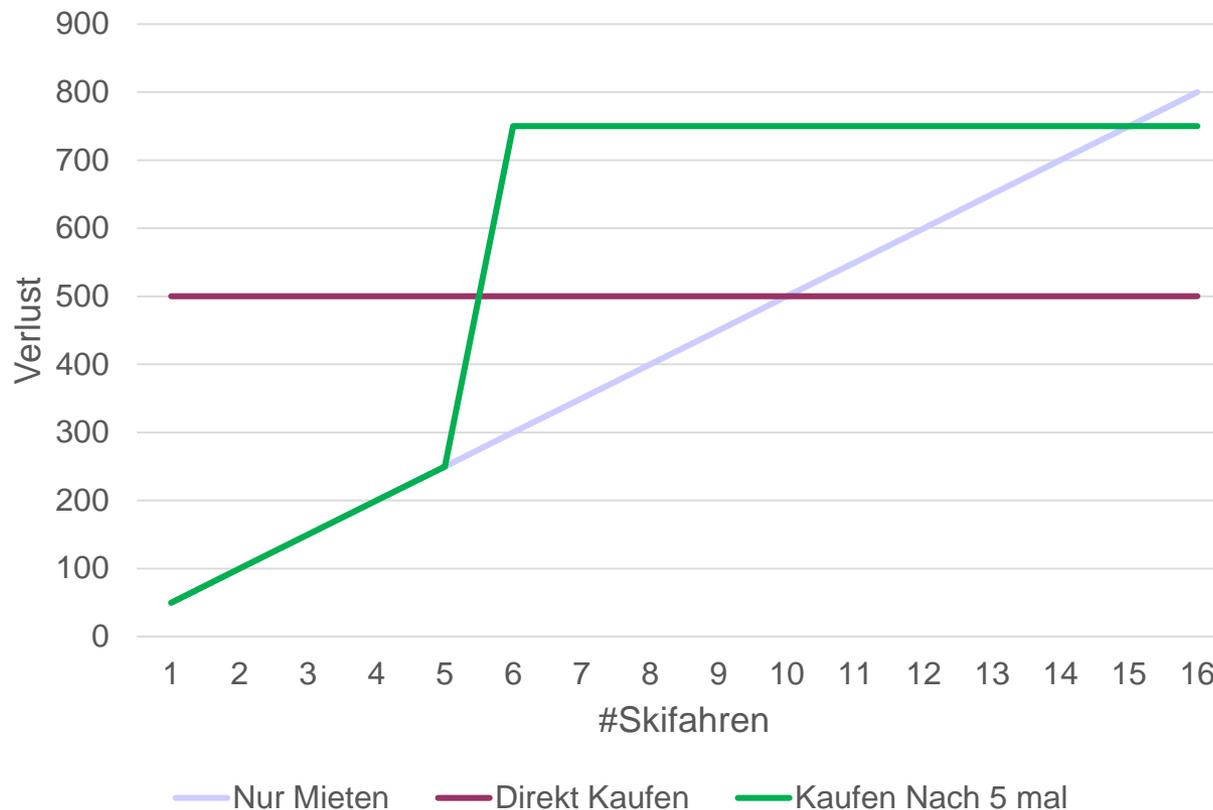
Objekte	1	2	3	4	5	6	7
Größe	4	4	3	1	6	2	1
Wert	5	7	3	2	10	1	2

Größe

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
<i>Objekte</i>	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	0	5	5	5	5	5	5	5
2	0	0	0	0	7	7	7	7	12	12	12
3	0	0	0	3	7	7	7	10	12	12	12
4	0	2	2	3	7	7	9	10	12	14	14
5	0	2	2	3	7	7	10	12	12	14	17
6	0	2	2	3	7	7	10	12	12	14	17
7	0	2	4	4	7	9	10	12	14	14	17

Rent-Or-Buy-Problem

- Angenommen, Sie wollen Ski fahren.
Lohnt es sich, das Equipment zu kaufen oder ist Mieten günstiger?
- Miete: 50 €
- Kaufpreis: 500 €
- Problem: Vielleicht merken Sie nach n Malen, dass es keinen Spaß macht.



Online-Algorithmen

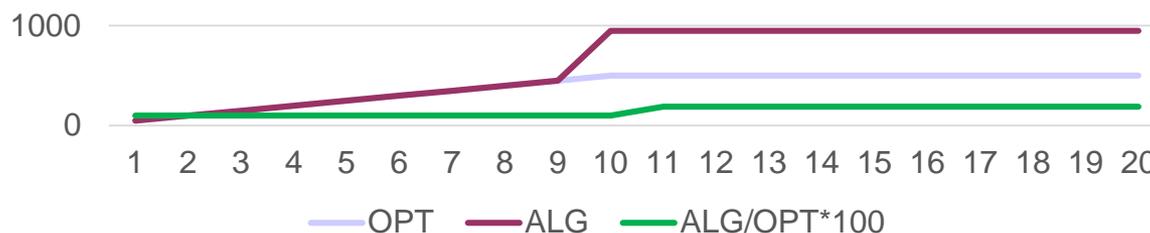
- Ein Online-Algorithmus berechnet ein Ergebnis schon dann, wenn noch nicht alle Eingaben zur Verfügung stehen.
- Das Ski-Beispiel steht stellvertretend für eine Klasse von Problemen.
- Wichtiger Vertreter für die Informatik: Paging
Soll eine Speicherseite im Hauptspeicher oder auf der Festplatte festgehalten werden?
 - Hauptspeicher ist teurer, aber schneller
 - Strategie: Häufig benutzte Seiten im RAM, weniger benutzte auf der Festplatte
 - Was wird in naher Zukunft wieder gebraucht?
 - Welche Strategie ist eine gute Strategie?
- Eine gute Strategie sollte derart handeln, sodass die zusätzlichen Kosten im Worst-Case im Verhältnis zur optimalen Lösung minimiert werden.
- Um die Qualität einer Strategie zu bestimmen, bedient man sich der

$$\textit{Competitive ratio} = \max_{x \in \textit{Input}} \left(\frac{\textit{ALG}(x)}{\textit{OPT}(x)} \right)$$

Competitive Ratio in Rent-Or-Buy

$$\text{Competitive ratio} = \max_{x \in \text{Input}} \left(\frac{ALG(x)}{OPT(x)} \right)$$

- Strategie „Kaufe sofort“
Worst-Case: Einmal Skifahren → Kosten ALG = 500, OPT = 50
CR = 10
- Strategie „Miete immer“
Worst-Case: Nie aufhören mit dem Skifahren → Kosten ALG unbegrenzt
CR = ∞
- Strategie „Besser spät als nie“
(miete, bis der Kaufpreis erreicht wurde, dann kaufe)
 - Falls wir 1-10 mal Ski fahren, sind wir optimal, denn auch OPT würde dann nur mieten
 - Darüber hinaus hätte OPT direkt gekauft, da $10 \cdot 50\text{€} = 500\text{€}$
 - Unsere Strategie verursacht Kosten von $450\text{€} + 500\text{€} = 950\text{€}$
 - Damit ist diese Strategie die beste der drei Strategien mit einer Competitive Ratio = 1.9
 - Diese Strategie hat beweisbar die beste Competitive Ratio



Competitive Ratio in Rent-Or-Buy (2)

- Seien r die Mietkosten pro Tag und b der Kaufpreis.
- Jeder Onlinealgorithmus kauft nach $k - 1$ Tagen

$$c(ALG) = (k - 1)r + b$$

- Ein optimaler Algorithmus OPT kauft, falls die Miete teurer wäre als ein Kauf:

$$c(OPT) = \min\{kr, b\}$$

- Für das Verhältnis gilt stets:

Fall 1: $kr \leq b$

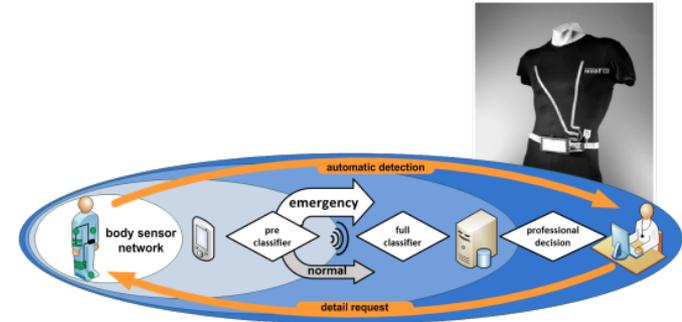
Fall 2: $b \leq kr$

$$\frac{c(ALG)}{c(OPT)} = \frac{kr - r + b}{\min\{kr, b\}} = \max\left\{\frac{kr - r + b}{kr}, \frac{kr - r + b}{b}\right\} \geq \frac{b - r + b}{b} = 2 - \frac{r}{b}$$

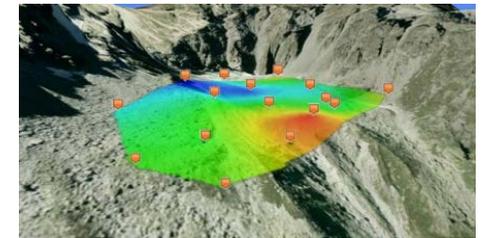
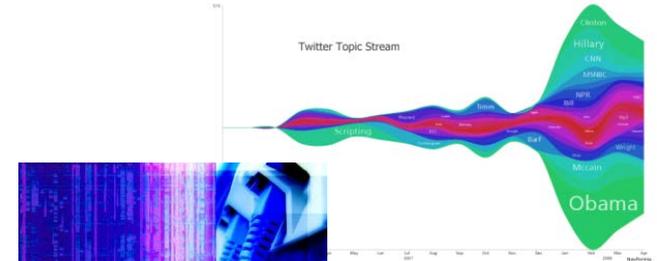
- Daher gibt es keinen Onlinealgorithmus, der eine bessere Competitive Ratio besitzt.
- Die „Besser spät als nie“-Strategie erreicht genau diese CR mit $k = \frac{b}{r}$ (falls r b teilt).

$$\frac{c(ALG)}{c(OPT)} = \frac{(k - 1)r + b}{\min\{kr, b\}} = \frac{b - r + b}{\min\{b, b\}} = 2 - \frac{r}{b}$$

Stream-Algorithmen



Daten sind nicht immer statisch verfügbar
=> Nach Berechnung eines Ergebnisses kann dies schon veraltet sein



Beispiel: Postversand

- Frachtzentrum:
Befülle m Container (BxHxT) mit möglichst vielen Paketen unterschiedlicher Packmaße.
- Zu wenig Pakete bedeutet finanzieller Verlust, zu viele Pakete ist technisch unmöglich.
- Problem ist vergleichbar mit dem Rucksackproblem. Die räumlichen Eigenschaften machen es komplizierter.
- Greedy Ansatz zu naiv?
- Eventuell: Bei vielen unterschiedlichen Packmaßen entstehen viele Lücken. Sind dagegen Pakete normiert, ist es (etwas) einfacher.
- Weiteres Problem: Die Menge der Pakete ist nie abgearbeitet!

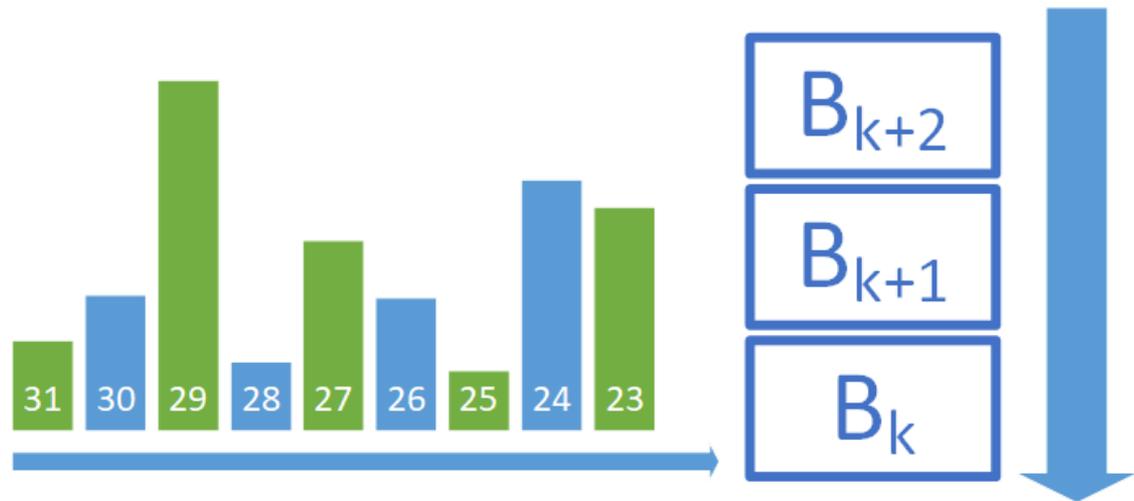


© Raimond Spekking / [CC BY-SA 4.0](https://creativecommons.org/licenses/by-sa/4.0/) (via Wikimedia Commons)

Online-Rucksack-Problem

Gegeben:

- Eine unendliche Folge von Behältern B_1, B_2, \dots mit maximalem Gewicht G und einer Terminierungszeit t_1^B, t_2^B, \dots
- Unendlich viele verschiedene Objekte $o \in (W, T)$ mit definiertem Gewicht w und einer Ankunftszeit t .
 $(w_1, t_1), (w_2, t_2), \dots$



Gesucht:

Verteilung aller Objekte $f(o) = i$, sodass Kosten minimal sind.
 Die Kosten für einen Container sind Wartezeiten:

$$\sum_{o \in (W, T)} |T_{f(o)} - t(o)|$$

Online-Rucksack-Problem (2)

- Probleme:
 - **Variety: Objekte haben unterschiedliche Formen**
 - Paketgrößen, Gewicht, Inhalt, Sperrgepäck
 - **Volume: viele Objekte**
 - Lange Lagerung => teuer und verringert Serviceleistung
 - **Velocity: hohe Ankunftsfrequenz**
 - Ebenfalls variierende Frequenz, nachts und vor Festtagen kommen mehr Pakete
 - **Veracity: Objekte sind unsicher**
 - Zoll entfernt Pakete, Beschädigungen, Falsche Adressierung, Flüge fallen aus
- Im Voraus kaum berechenbar: Kein Orakel verfügbar, dass die nächsten 1000 Pakete vorhersagt.
- Kein langes Ablegen der Pakete möglich, Menge zu groß.
- Dennoch sind Gewinnspannen kritisch klein.
- Finde also eine gute Lösung möglichst schnell, anstatt eine fast beste Lösung später.

Stream-Algorithmen Anforderungen

- Unendlicher Stream
 - Jedes Objekt nur einmal berühren
- Begrenzte Zeit
 - Schneller Zugriff, Günstige Methoden
- Begrenzter Speicher
 - Kompression
- Veränderungen der Verteilungen
 - Aging & Aktualisierung des Modells
- Verrauschte Daten
 - Rauschunterdrückung
- Variierende Datenraten
 - Arbeite genau, wenn viel Zeit vorhanden ist
 - Beschleunige bei vielen Datenmengen

CheckListe für Stream Algorithmen:

- Single scan, missing random access
- Fast access, cheap methods
- Compression
- Aging & updating models
- Noise handling
- Handle varying data rates

Sampling

- Wähle eine repräsentierende Submenge der Daten



- Dazu ist die Auswahlstrategie entscheidend
 - online random sampling, extreme case sampling, min-wise sampling, ...
- Sample-Menge muss endlich sein
- So lassen sich gut statistische Auswertungen anfertigen
- Für das Beispiel keine Lösung, aber evtl. doch hilfreich:
 - Wie oft gibt es Sperrgepäck?
 - Wie groß ist das Durchschnittsgewicht jedes Objekts?
 - Wann bilden sich Wartezeiten/Stoßzeiten?

Buffering

- Benutze endlich großen Zwischenspeicher (Buffer) (FiFo Warteschlange)



- Verarbeite Objekte nicht aus dem Stream, sondern der Reihe nach aus dem Speicher
- Kann Wartezeiten verringern
- Die Wahrscheinlichkeit eines Fehlers (buffer overflow) hängt ab von
 - Buffergröße, Budget und Ankunftsverteilung
- Für das Beispiel auch keine absolute Lösung:
 - Begrenzte Vorschau auf die nächsten Objekte, die in den Buffer (Lagerhalle) passen
 - Eventuell teuer im Verhältnis zum Mehrwert

Zählen im Stream

- Problem: Zähle die Anzahl M unterschiedlicher Objekte im Stream (z.B. Wieviele Pakete der Standardgrößen M, L, XL)

A A F A B B A F F A A F A B A

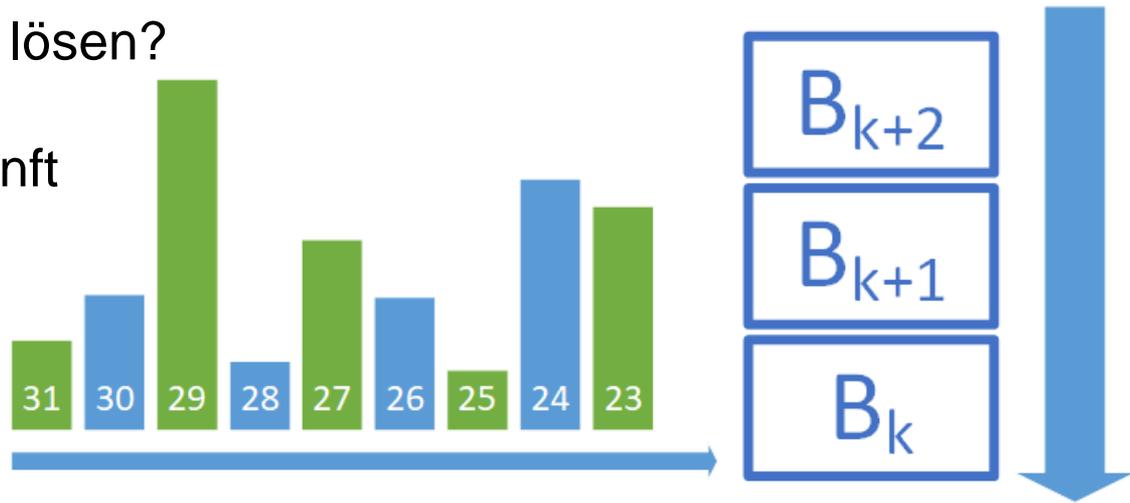
- $|Q|$ sei die Anzahl der unterschiedlichen Eingabewerte
- Eine exakte Lösung benötigt $O(M)$, möglicherweise $O(|Q|)$
- Approximative Lösung möglich in $O(\log|Q|)$ möglich:
 - Benutze Hash-Funktion $h(o): O \rightarrow [1 \dots |Q|]$
 - Außerdem Hash-Sketch: Bit-Vektor B der Länge $\log|Q|$
 - Für jedes neue Objekt o setze $B[\text{lsb}(h(o))] = 1$
 - Sei R die Position der rechtensten Null in B
 - Für große Streams¹ $E(R) = \log(\phi M)$ mit $\phi = 0.7735$
 - Schätze die Anzahl der unterschiedlichen Objekte auf $\hat{M} = 2^R / \phi$
 - Beispiel: $|Q| = 7, h(x) = 3 \cdot x \text{ mod } 7$
 $4,5,6,4,6,4,5,6, \dots \rightarrow M \sim 2.6$

¹Flajolet et al.: *Probabilistic counting algorithms for data base applications*. Journal of Computer and System Sciences 1985

Online-Rucksack-Problem

Können wir nun das Problem lösen?

- Nicht optimal, da die Zukunft unbekannt
- Aber besser als raten:
 - Buffering erlaubt überspringen von Paketen
 - Statistiken über den Paketstream geben Charakteristik des aktuellen Buffers
 - Falls eher große/schwere Pakete (überdurchschnittlich viele) im Buffer, dann lieber die größten Pakete bevorzugen. Diese sind schwer zu verarbeiten.
 - Falls eher kleine Pakete ankommen (die man leichter unterbringen kann), dann neue schwerste Pakete bevorzugen.
 - Je nach unterschiedlichen Eigenschaften (Trend-Detection) kann auf die Zukunft reagiert und Parameter verändert werden.
 - Dies ist nur eine Heuristik. In der Praxis wird die Verteilung schon vor der Ankunft auf dem Weg berechnet.



Recap: Was haben wir gemacht?

- Was ist ein Algorithmus? Eigenschaften, Komplexitätsklassen
- Sortieren von Listen
- Suchen in Listen
- Hashing
- Baumstrukturen (Binärbäume, balancierte Bäume, Mehrwegbäume)
- Graphdarstellungen und –traversierungen
- Kürzeste Wege und minimale Spannbäume bestimmen
- Backtracking
- Divide and Conquer
- Geometrische Verfahren
- Greedy-Algorithmen
- Dynamische Programmierung
- Branch and Bound
- Online-Algorithmen

Klausur

- Wann: 08.08.2017, 17 Uhr
- Wo: Hauptgebäude (Zuteilung folgt auf der Webseite)
- Anmeldung per UniWorX bis Di, 01.08.2017 (eine Woche vor Klausur)
- Abmeldung bis 04.08.2017

Viel Erfolg!