

Algorithmen und Datenstrukturen (ESE)  
Entwurf, Analyse und Umsetzung von  
Algorithmen (IEMS)  
WS 2014 / 2015

Vorlesung 6, Donnerstag 27. November 2013  
(Hashing Kollisionsbehandlung,  
Prioritätswarteschlangen)

Junior-Prof. Dr. Olaf Ronneberger  
Image Analysis Lab  
Institut für Informatik  
Universität Freiburg

# Blick über die Vorlesung heute

---

- Organisatorisches
  - Ihre Erfahrungen mit dem Ü5 (universelles Hashing)
- Hashing
  - Nochmal die Pointe von universellem Hashing
  - Behandlung von Kollisionen
- Prioritätswarteschlangen (Englisch: priority queues)
  - Ebenfalls eine Datenstruktur, die man sehr häufig braucht
  - Operationen: `insert`, `getMin`, `deleteMin`, `changeKey`
  - Anwendungsbeispiel
  - Benutzung in `C++` und in `Java`
  - Implementierung mittels eines binären `Heaps`
  - **Übungsblatt:** Implementierung einer `PriorityQueue` mit den genannten Methoden

# Erfahrungen mit dem Ü5 (universelles Hashing)

---

- Zusammenfassung / Auszüge Stand 27. November, 9:15 Uhr
  - Zeitaufwand ca. 5-6h, einige deutlich länger
  - einigen war die Aufgabenstellung unklar → fragen Sie im Forum
  - kleine Programmierfehler haben viel Zeit gekostet. → schreiben Sie kleine spikes, wenn Sie sich bei den Nutzung einer Funktion (z.B. Zufallszahl zwischen 0 und 99) unsicher sind
  - Code war nicht schwer, aber viel Zeit gebraucht, die Theorie zu verstehen...

# C++ Musterlösung von GeoNames auf unseren Servern

	<b>Luckyluke</b> Xeon E5-2665 2.40GHz 32GB RAM	<b>Ororea</b> Xeon X7460 2.66GHz 256GB RAM	<b>Marsupilami</b> Xeon X5365 3.00GHz 32GB RAM	<b>Joe</b> Xeon X5690 3.47GHz 24GB RAM
<b>198 936 cities</b>				
std::sort	163 ms	<b>235 ms</b>	<b>215 ms</b>	120 ms
std::unordered_map	<b>135 ms</b>	266 ms	255 ms	<b>118 ms</b>
std::map	205 ms	271 ms	<b>216 ms</b>	166 ms
<b>3 239 960 cities</b>				
std::sort	3693.28 ms	7275 ms	5660 ms	2778 ms
std::unordered_map	<b>3073.16 ms</b>	<b>6494 ms</b>	<b>4328 ms</b>	<b>2376 ms</b>
std::map	4352.3 ms	<b>6461 ms</b>	4659 ms	3396 ms

## ■ Nochmal die Pointe

- Keine Hashfunktion ist gut für **alle** Schlüsselmengen
  - das kann gar nicht gehen, weil ein großes Universum auf einen kleinen Bereich abgebildet wird
- Für **zufällige** Schlüsselmengen tun es auch einfache Hashfunktionen wie  $h(x) = x \bmod m$ 
  - dann sorgen die zufälligen Schlüssel dafür, dass es sich gut verteilt
- Wenn man für **jede** Schlüsselmenge gute Hashfunktionen finden will, braucht man universelles Hashing
  - dann ist aber, für eine feste Schlüsselmenge, nicht jede Hashfunktion gut, sondern nur viele / die meisten

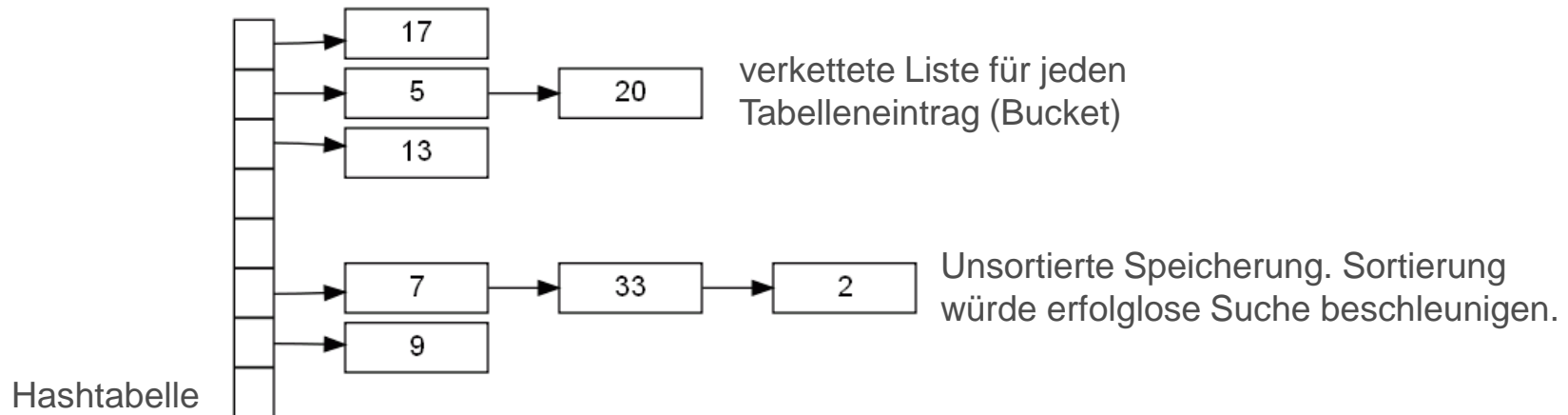
## ■ Rehash

- Auch mit universellem Hashing kann man mal eine schlechte Hashfunktion erwischen, wenn auch unwahrscheinlich
- Das kann man aber leicht feststellen, in dem man die maximale Bucketgröße misst
- Wenn die einen vorgegeben Wert überschreitet macht man einen sogenannten **Rehash**
  - Neue Hashtabelle mit neuer zufälliger Hashfunktion
  - Elemente von der alten in die neue Tabelle kopieren
  - Das ist teuer, wird aber selten passieren
  - Deshalb durchschnittliche Kosten gering
  - Siehe Thema **amortisierte Analyse** in der nächsten Vorlesung

# Behandlung von Hashkollisionen

# Verkettung

- Hashtabelleneintrag ist **Kopf einer verketteten Liste**
- kollidierende Schlüssel werden gemeinsam in die Liste eines Eintrags (Bucket) **sortiert oder am Ende eingefügt**



- Operationen in  $O(1)$  bei sinnvoller Wahl von Tabellengröße und Hashfunktion (wenig Elemente pro Bucket)
- schlechtester Fall  $O(n)$ , z. B. bei Tabellengröße 1
- dynamisch, variable Zahl von Elementen möglich



# Offene Hashverfahren

---

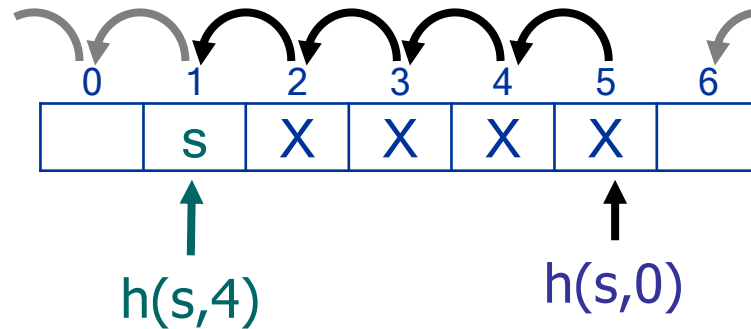
- Für kollidierende Schlüssel (Überläufer) wird ein freier Eintrag in der Tabelle gesucht.
- statisch, Zahl der Elemente fest
- **Sondierungsreihenfolge** bestimmt für jeden Schlüssel, in welcher Reihenfolge alle Hashtabelleneinträge auf einen freien Platz durchsucht werden.
  - Ist ein Eintrag belegt, kann beispielsweise iterativ der **nächstfolgende Tabelleneintrag** geprüft werden. Wird ein freier Eintrag gefunden, wird das Element eingetragen.
  - Wird bei der Suche ein Element am entsprechenden Tabelleneintrag **nicht gefunden**, obwohl der Eintrag belegt ist, muss ebenfalls die definierte **Sondierungsreihenfolge abgearbeitet** werden, bis das Element oder ein freier Eintrag gefunden wurde.

# Prinzip

---

- $h(s)$  – Hashfunktion für Schlüssel  $s$
- $g(s,j)$  – Sondierfunktion für Schlüssel  $s$  mit Überläuferposition  $j \in \{0, \dots, m-1\}$
- $(h(s) - g(s,j)) \bmod m$  – Sondierungsreihenfolge, d. h. Permutation von  $\langle 0, 1, \dots, m-1 \rangle$
- Einfügen  
j:=0;  
while ( t[(h(s) - g(s,j)) mod m] != frei ) j++;  
t[(h(s) - g(s,j)) mod m] := s;
- Suchen  
j:=0;  
while ( t[(h(s) - g(s,j)) mod m] != frei &&  
t[(h(s) - g(s,j)) mod m] != s ) j++;  
if ( t[(h(s) - g(s,j)) mod m] == s ) return true;  
else return false;

# Lineares Sondieren



- $g(s,j) = j \rightarrow$  Hashfunktion  $h(s,j) = (h(s) - j) \bmod m$
- führt zu Sondierungsreihenfolge  
 $h(s), h(s)-1, h(s)-2, \dots, 0, m-1, \dots, h(s)+1$
- einfach
- führt aber zu primärer Häufung (primary clustering)
- Behandlung einer Hashkollision erhöht die Wahrscheinlichkeit einer Hashkollision in benachbarten Tabelleneinträgen

# Beispiel

- Schlüssel: {12, 53, 5, 15, 2, 19},  
Hashfunktion:  $h(s,j) = (s \bmod 7 - j) \bmod 7$

- $t.insert(12); h(12,0) \rightarrow 5;$

0	1	2	3	4	5	6
					12	

- $t.insert(53); h(53,0) \rightarrow 4;$

				53	12	
--	--	--	--	----	----	--

- $t.insert(5); h(5,0) \rightarrow 5;$   
 $h(5,1) \rightarrow 4; h(5,2) \rightarrow 3;$

			5	53	12	
--	--	--	---	----	----	--

- $t.insert(15); h(15,0) \rightarrow 1;$

	15		5	53	12	
--	----	--	---	----	----	--

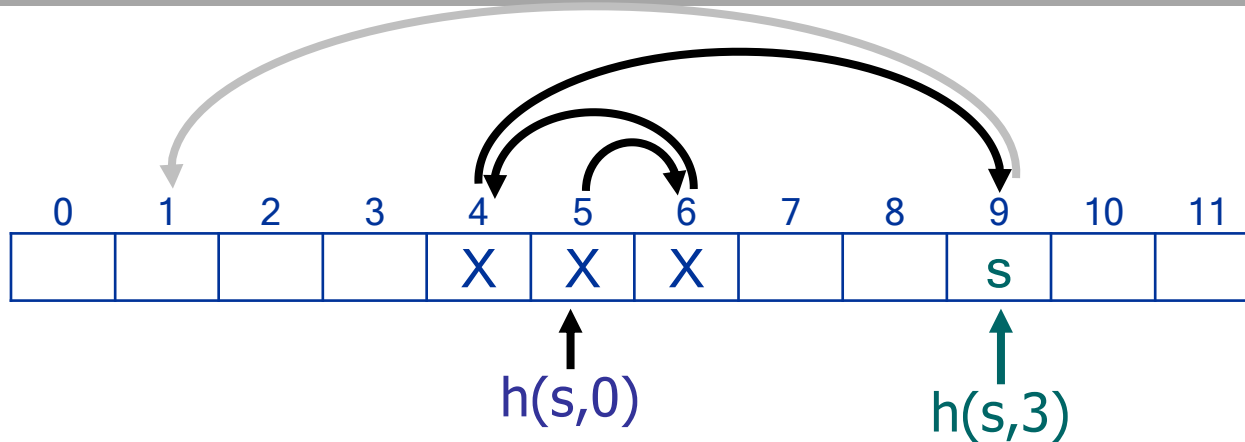
- $t.insert(2); h(2,0) \rightarrow 2;$

	15	2	5	53	12	
--	----	---	---	----	----	--

- $t.insert(19);$   
 $h(19,0) \rightarrow 5; h(19,1) \rightarrow 4; h(19,2) \rightarrow 3;$   
 $h(19,3) \rightarrow 2; h(19,4) \rightarrow 1; h(19,5) \rightarrow 0;$

19	15	2	5	53	12	
----	----	---	---	----	----	--

# Quadratisches Sondieren



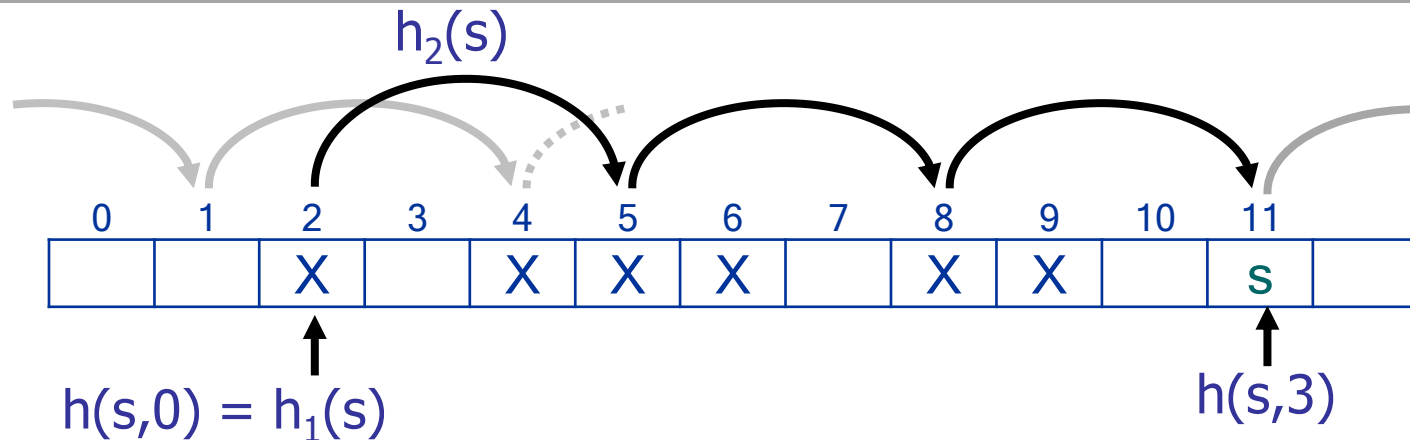
- Motivation: Vermeidung von lokalen Häufungen
- $g(s,j) = (-1)^j \lceil j / 2 \rceil^2$
- führt zu Sondierungsreihenfolge  
 $h(s), h(s)+1, h(s)-1, h(s)+4, h(s)-4, h(s)+9, h(s)-9, \dots$ 
 $h(s,j) = h(s) - g(s,j)$
- Wenn  $m$  eine Primzahl der Form  $4 \cdot k + 3$  ist, ist die Sondierungsreihenfolge eine Permutation der Indizes der Hashtabelle
- alternativ auch  $h(s,j) = (h(s) - c_1 \cdot j - c_2 \cdot j^2) \bmod m$ 
 $c_1, c_2 -$   
Konstanten
- Problem der sekundären Häufung
  - keine lokale Häufung mehr, allerdings durchlaufen Schlüssel mit gleichem Hashwert immer die gleiche Ausweichsequenz

# Uniformes Sondieren

---

- Motivation: Funktion  $g(s,j)$  berücksichtigt beim linearen und quadratischen Sondieren lediglich den Schritt  $j$ . Die Sondierungsreihenfolge ist vom Schlüssel unabhängig.
- Uniformes Sondieren berechnet die Folge  $g(s,j)$  von Permutationen aller möglichen Indizes in Abhängigkeit vom Schlüssel  $s$
- Vorteil: Häufung wird vermieden, da unterschiedliche Schlüssel mit gleichem Hashwert zu unterschiedlichen Sondierungsreihenfolgen führen
- Nachteil: schwierige praktische Realisierung

# Double Hashing



- Motivation: Berücksichtigung des Schlüssels  $s$  in der Sondierungsreihenfolge
- Verwendung zweier unabhängiger Hashfunktionen  $h_1, h_2$
- $h(s,j) = (h_1(s) + j \cdot h_2(s)) \bmod m$
- Folge:  
 $h_1(s), h_1(s) + 1 \cdot h_2(s), h_1(s) + 2 \cdot h_2(s), h_1(s) + 3 \cdot h_2(s), \dots$
- funktioniert praktisch sehr gut
- Approximation des uniformen Sondierens

# Beispiel

- $h_1(s) = s \bmod 7$
- $h_2(s) = 1 + (s \bmod 5)$
- $h(s,j) = (h_1(s) + j \cdot h_2(s)) \bmod 7$

s	10	19	31	22	14	16
$h_1(s)$	3	5	3	1	0	2
$h_2(s)$	1	5	2	3	5	2

Effizienz beruht auf  
 $h_1(s) \neq h_2(s) \rightarrow$  Sondierungs-  
reihenfolge abhängig von s

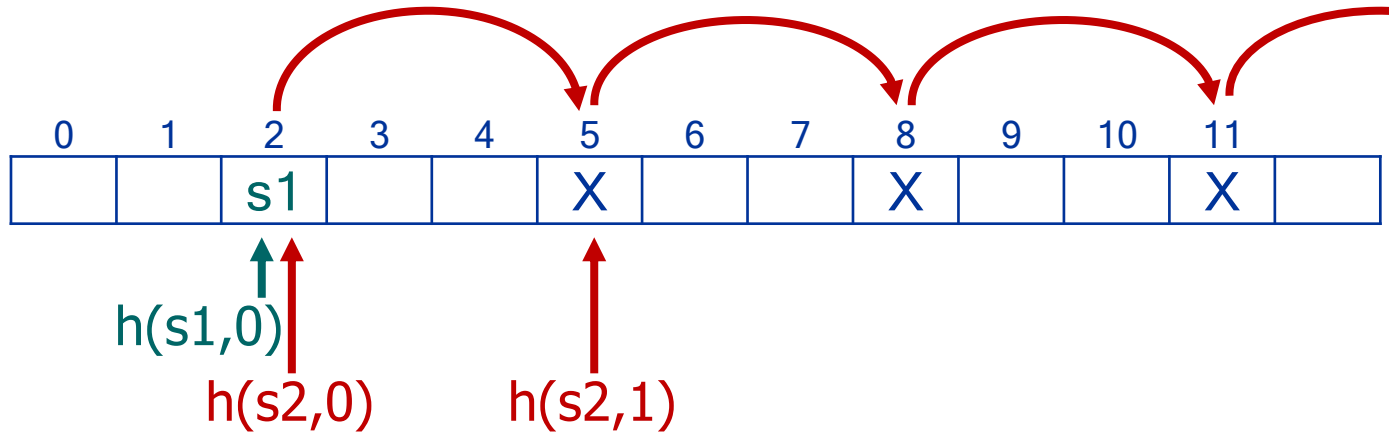


# Verbesserung des Double Hashing nach Brent

---

- Motivation: Da unterschiedliche Schlüssel unterschiedliche Sondierungsreihenfolgen haben, hat die Reihenfolge des Einfügens der Schlüssel Einfluss auf die **Effizienz der erfolgreichen Suche**

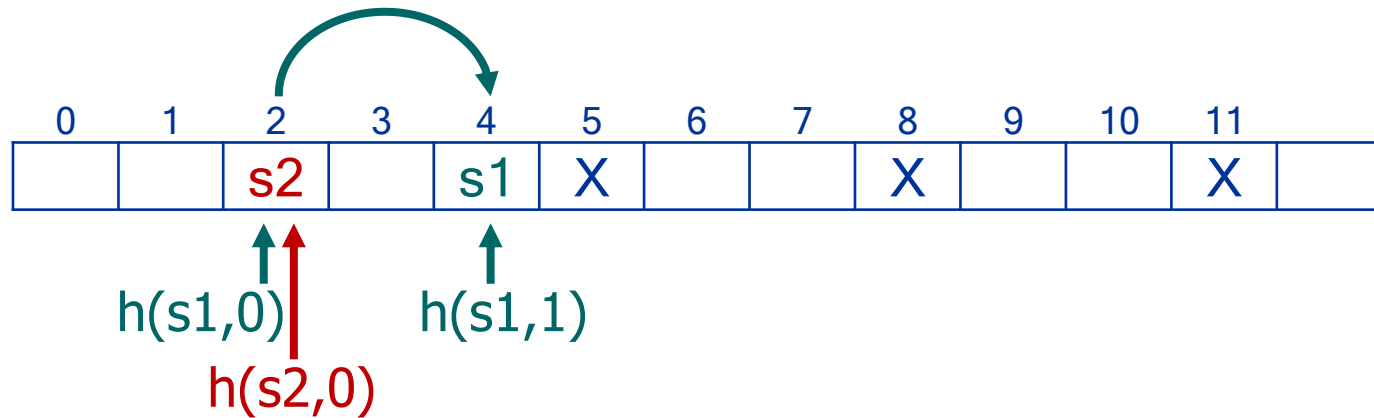
# Verbesserung des Double Hashing nach Brent



## ■ Beispiel:

- $s1$  wird an Position  $p1 = h(s1, 0)$  eingefügt.
- $s2$  liefert ebenfalls  $p1 = h(s2, 0)$ .
- $h(s2, 1..n)$  sind ebenfalls belegt.
- $s2$  wird an Position  $h(s2, n+1)$  eingetragen, was bei der Suche recht ineffizient ist.

# Verbesserung des Double Hashing nach Brent



- Brents Idee: Teste, ob  $h(s1, 1)$  frei ist.
- Falls ja, wird  $s1$  von Position  $h(s1,0)$  nach Position  $h(s1,1)$  verschoben und  $s2$  an Position  $h(s2, 0)$  eingetragen.

# Ordered Hashing

---

- Motivation: Kollidierende Elemente werden in sortierter Reihenfolge in der Hashtabelle abgelegt.
  - Dadurch kann bei **erfolgloser Suche** von Elementen in Kombination mit lin. Sondierung oder bei double hashing früher abgebrochen werden, da hier einzelne Sondierungsschritte feste Länge haben.
- Realisierung:
  - Bei einer Kollision werden beide Schlüssel verglichen.
  - Der kleinere Schlüssel wird abgelegt.
  - Für den größeren Schlüssel wird eine neue Position gemäß Sondierungsreihenfolge gesucht.
- Beispiel:
  - 12 ist an Position  $p_1 = h(12, 0)$  gespeichert.
  - 5 liefert  $p_1 = h(5, 0)$ .  $5 < 12 \rightarrow 5$  wird an Position  $p_1$  eingetragen.
  - Für 12 werden die Positionen  $h(12, 1 \dots)$  weiter getestet.

# Robin-Hood-Hashing

---

- Motivation: Angleichung der Länge der Sondierungsfolgen für alle Elemente. Gesamtkosten bleiben gleich, aber gerecht verteilt. Führt zu annähernd gleichen Suchzeiten für alle Elemente.
- Realisierung:
  - Bei einer Kollision zweier Schlüssel  $s_1$  und  $s_2$  mit  $p_1 = h(s_1, j_1) = h(s_2, j_2)$  werden  $j_1$  und  $j_2$  verglichen.
  - Schlüssel mit größerer Länge der Sondierungsfolge wird an Position  $p_1$  gespeichert. Der andere Schlüssel erhält neue Position.
- Beispiel:
  - 12 ist an Position  $p_1 = h(12, 7)$  gespeichert.
  - 5 liefert  $p_1 = h(5, 0)$ .  $0 < 7 \rightarrow 12$  bleibt an Position  $p_1$ .
  - Für 5 werden die Positionen  $h(5, 1 \dots)$  weiter getestet.

- Entfernen von Elementen kann problematisch sein.
  - Schlüssel **s1** wird an Position **p1** eingefügt.
  - Schlüssel **s2** liefert den gleichen Hashwert, wird aber durch das Sondieren an Position **p2** eingefügt.
  - Wird Schlüssel **s1** entfernt, kann **s2** nicht wiedergefunden werden.
- Lösung.
  - Entfernen: Elemente werden nicht entfernt, sondern als gelöscht markiert.
  - Einfügen: Als gelöscht markierte Einträge werden überschrieben.

- Verkettung (dynamisch, Zahl der Elemente variabel)
  - kollidierende Schlüssel werden in Liste gespeichert
- Offene Hashverfahren (statisch, Zahl der Elemente fest)
  - Bestimmung einer Ausweichsequenz (Sondierungsreihenfolge), Permutation aller Hashwerte (Indizes der Hashtabelle)
  - lineares, quadratisches Sondieren: einfach, führt zu Häufungen, da Sondierungsreihenfolge vom Schlüssel unabhängig
  - uniformes Sondieren, double hashing: unterschiedliche Sondierungsreihenfolgen für unterschiedliche Schlüssel, vermeidet Häufungen von Elementen
- Effizienzsteigerung der Suche durch Umsortieren von Elementen beim Einfügen (Brent, Ordered Hashing)

- effiziente Wörterbuchoperationen:  
Einfügen, Suchen, Entfernen
- direkter Zugriff auf Elemente einer Hashtabelle
- Berechnung der Position in der Hashtabelle durch Hashfunktion (Hashwert)
- gleiche Hashwerte für unterschiedliche Schlüssel führen zu Hashkollisionen
- Hashfunktion, Größe der Hashtabelle und Strategie zur Vermeidung von Hashkollisionen beeinflussen die Effizienz der Datenstruktur.



# Prioritätswarteschlangen

## ■ Definition

- Eine **Prioritätswarteschlange** (**PW**) speichert eine Menge von Elementen, von denen jedes einen Schlüssel hat.
  - Also Key-Value Paare, wie in einer **Map** auch
- Es gibt eine totale Ordnung  $\leq$  auf den Keys
- Die **PW** unterstützt auf dieser Menge folgende Operationen
  - **insert(key, value)**: füge das gegebene Element ein
  - **getMin()**: liefert das Element mit dem kleinsten Key
  - **deleteMin()**: entferne das Element mit dem kleinsten Key
- Und manchmal auch noch
  - **changeKey(item, key)**: ändere Key des gegebenen Elementes
  - **remove(item)**: entferne das gegebene Element

- Mehrere Elemente mit dem gleichen Key
  - Kein Problem, und für viele Anwendungen nötig
  - Falls es mehrere Elemente mit dem kleinsten Key gibt:
    - gibt `getMin` irgend eines davon zurück
    - und `deleteMin` löscht eben dieses
- Argument der Operationen `changeKey` und `remove`
  - Eine `PW` erlaubt **keinen schnellen** Zugriff auf ein beliebiges Element
  - Deshalb geben (bei unserer Implementierung) `insert` und `getMin` eine Referenz auf das entsprechende Element zurück
  - Mit dieser Referenz kann man dann später über `changeKey` bzw. `remove` den Schlüssel ändern / das Element entfernen
  - Dafür muss jedes Element intern seine aktuelle Position im Heap speichern.

## ■ Benutzung in **Java**

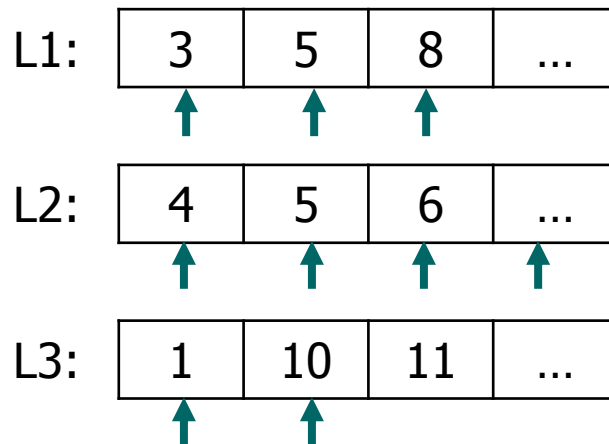
- Im Vorspann: `import java.util.PriorityQueue;`
- Element-Typ unterscheidet nicht zwischen Key und Value  
`PriorityQueue<T> pq;`
- Defaultmäßig wird die Ordnung  $\leq$  auf `T` genommen
  - eigene Ordnung über einen `Comparator`, wie bei `sort`
  - siehe unseren Code zum Sortieren mit einer PW
- Operationen: `insert = add`, `getMin = peek`, `deleteMin = poll`
- Die Operation `changeKey` gibt es nicht
- Dafür gibt es `remove` = entferne ein gegebenes Element  
(Achtung: Kosten  $O(N)$ )
- Mit `remove` und `insert` kann man ein `changeKey` simulieren !

## ■ Benutzung in C++

- Im Vorspann: `#include <queue>;`
- Element-Typ unterscheidet nicht zwischen Key und Value  
`std::priority_queue<T> pq;`
- Es wird die Ordnung  $\geq$  auf `T` genommen, und nicht  $\leq$
- Beliebige Vergleichsfunktion wie bei `std::sort`
- Operationen: `insert = push`, `getMin = top`, `deleteMin = pop`
- Es gibt kein `changeKey` und auch kein beliebiges `remove`  
(aus Effizienzgründen: es macht die Implementierung komplexer, aber viele Anwendungen brauchen es nicht)

## ■ Anwendungsbeispiel 1

- Berechnung der Vereinigungsmenge von  $k$  sortierten Listen (sogenannter **multi-way merge** oder **k-way merge**)
- Beispiel  $k=3$ :



R: 1, 3, 4, 5, 5, 6, ...

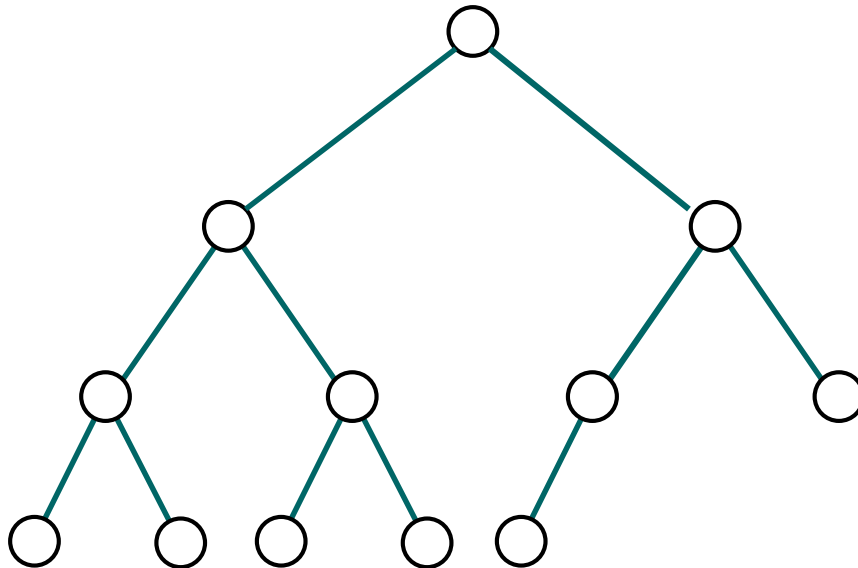
- Laufzeit ( $N$ : Summe der Listenlängen;  $k$ : Anzahl der Listen)
  - Trivial:  $\Theta(N \cdot k)$ , da Minmumberechnung  $\Theta(k)$
  - Mit PW:  $\Theta(N \cdot \log k)$ , da Minmumberechnung  $\Theta(\log k)$

## ■ Anwendungsbeispiel 2

- Zum Beispiel für Dijkstra's Algorithmus zur Berechnung kürzester Wege → **spätere Vorlesung**
- Unter anderem kann man damit auch einfach **Sortieren**

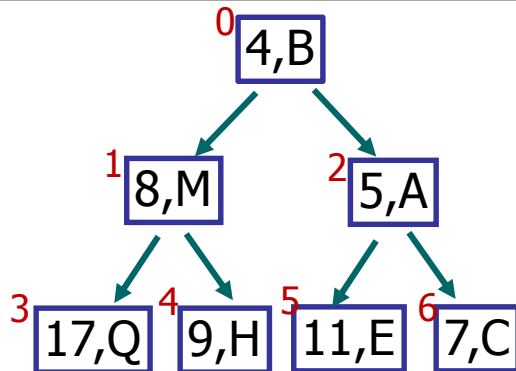
## ■ Grundidee

- Elemente in einem **binären Heap** speichern
- Wiederholung aus der 1. Vorlesung (HeapSort):
  - **vollständiger binärer Baum** (bis evtl. "unten rechts")
  - es gilt die **Heap-Eigenschaft** = der Key jedes Knotens ist  $\leq$  die Keys von den beiden Kindern





# Implementierung 2/7



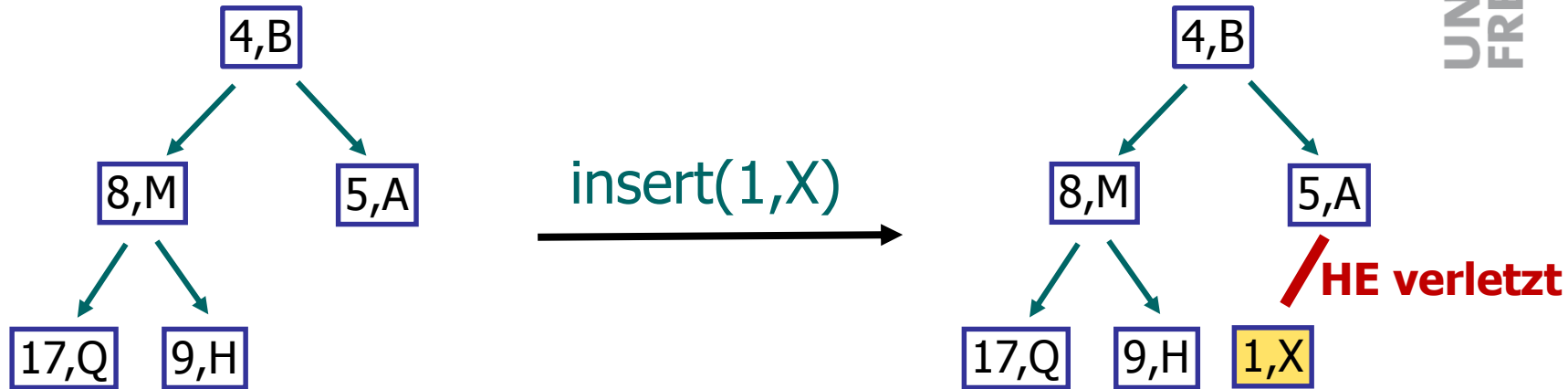
0	1	2	3	4	5	6
4,B	8,M	5,A	17,Q	9,H	11,E	7,C

## ■ Wie speichert man einen binären Heap

- Ebenfalls bekannt aus Vorlesung 1
- Wir nummerieren die Knoten von oben nach unten und links nach rechts durch, beginnend mit **0**
- Dann sind die Kinder von Knoten  $i$  die Knoten  $2i+1$  und  $2i+2$
- Und der Elternknoten von einem Knoten  $i$  ist  $\text{floor}((i-1)/2)$
- Elemente stehen dann einfach in einem Array:

```
ArrayList<PriorityQueueItem> heap; // Java.
```

```
std::vector<PriorityQueueItem> heap; // C++.
```



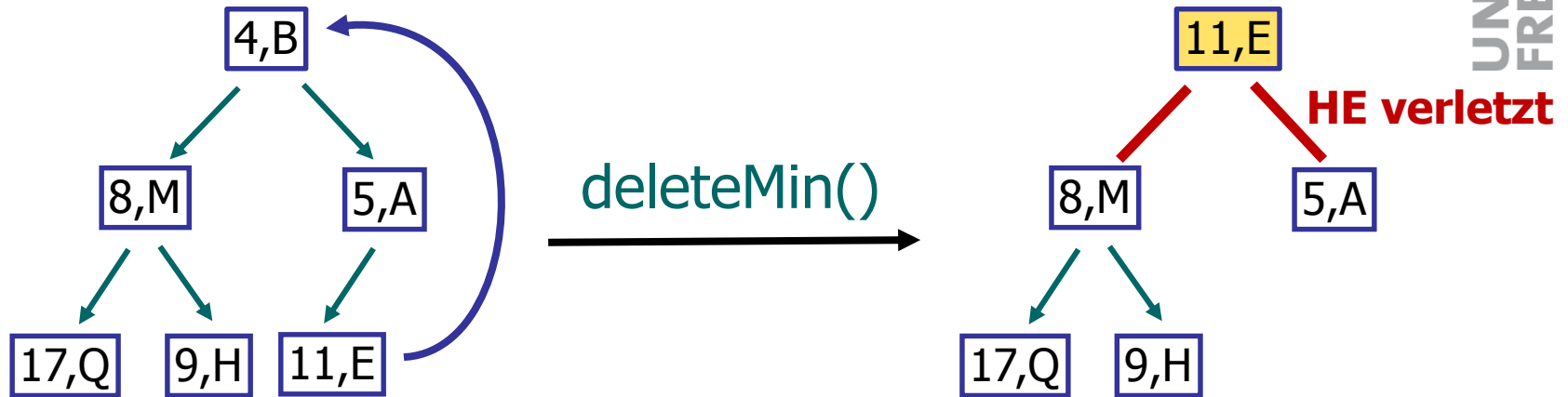
## ■ Einfügen eines Elementes (`insert`)

- Erstmal hinzufügen am Ende des Arrays  
`heap.add(keyValuePair); // Java.`  
`heap.push_back(keyValuePair); // C++.`
- Danach kann die Heapeigenschaft (HE) nach oben verletzt sein  
... aber nur genau an dieser (letzten) Position !
- Wiederherstellung der HE → spätere Folie



- Rückgabe des Elem. mit kleinstem Key (`getMin`)
  - Einfach das oberste Element zurückgeben  
`return heap.get(0); // Java.`  
`return heap[0]; // C++.`
  - Achtung falls Heap leer, dann null zurückgeben

# Implementierung 5/7



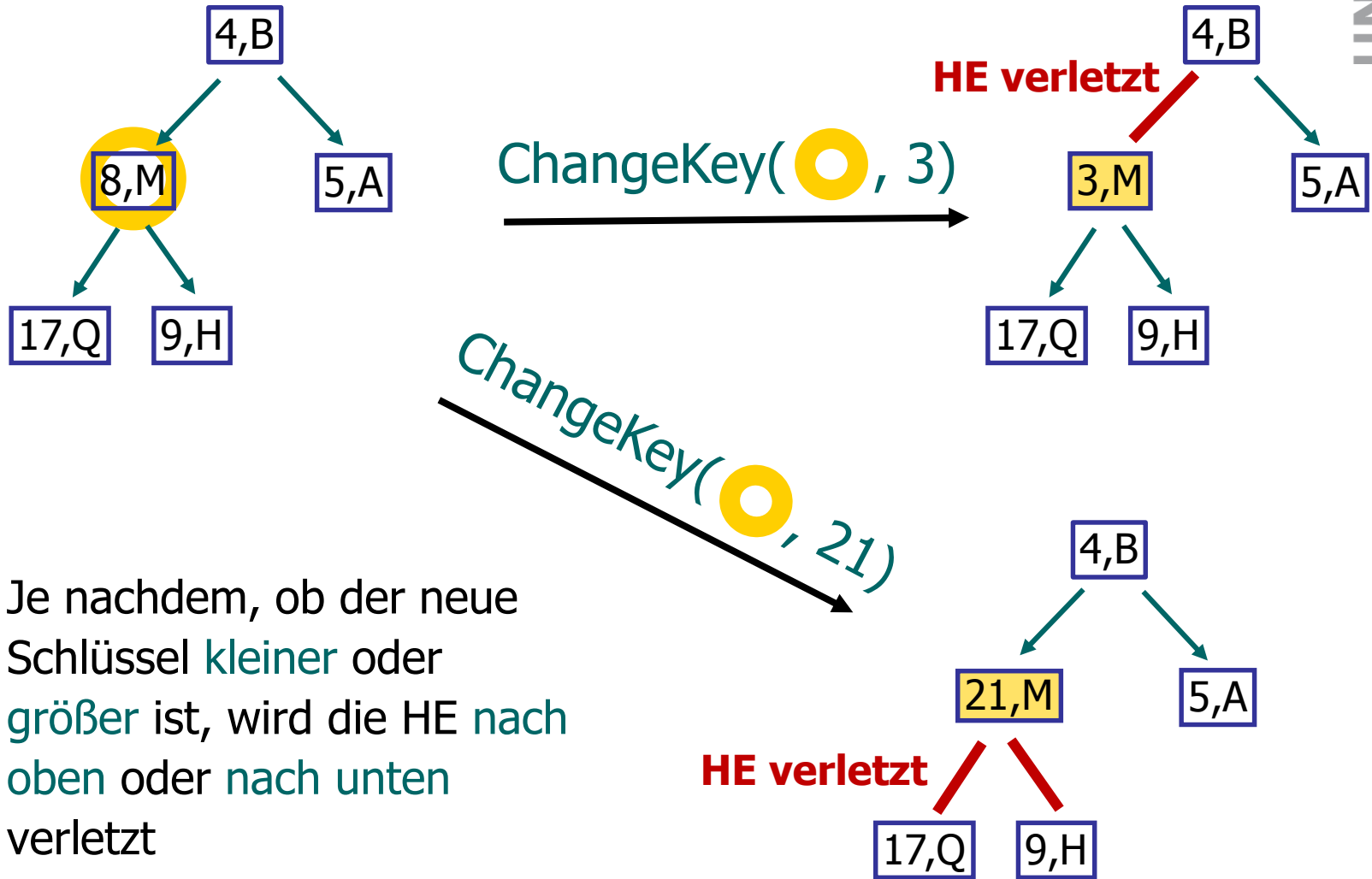
- Löschen des Elem. mit kleinstem Key (`deleteMin`)
  - Einfach das Element von der letzten Position an die erste Stelle setzen (falls heap nicht leer)  
`heap.get(0) = heap.remove(heap.size() - 1); // Java.`  
`heap[0] = heap.back(); heap.pop_back(); // C++.`
  - Danach kann die Heapeigenschaft (HE) nach unten verletzt sein  
... aber wieder nur genau an dieser (ersten) Position !
  - Wiederherstellung der HE → [spätere Folie](#)

# Implementierung 6/7

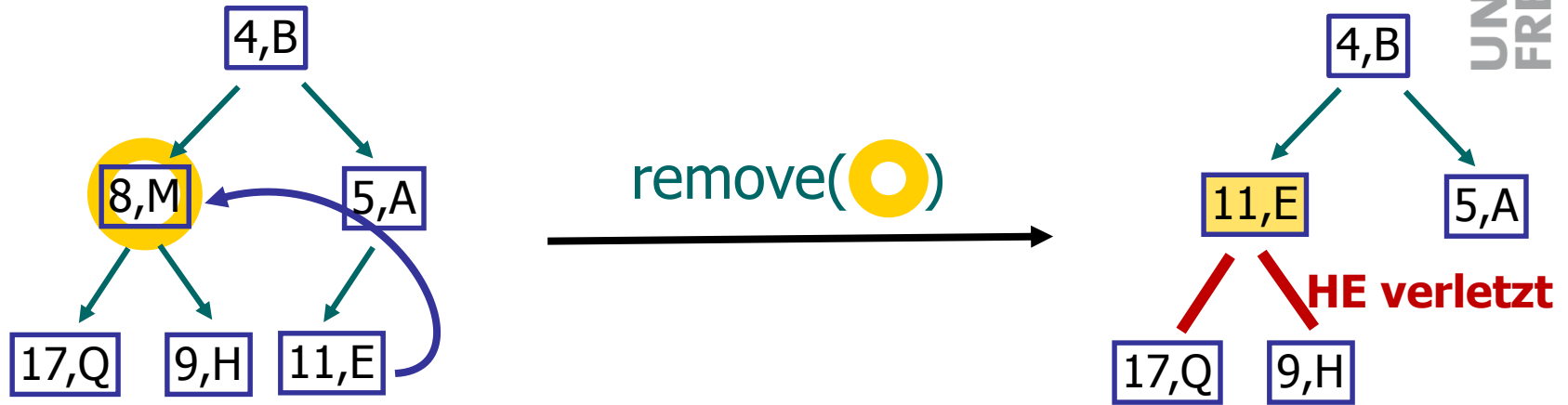


- Ändern eines Schlüssels (`changeKey`)
  - Element (`pqItem`) wurde als Argument übergeben !
  - Dann einfach den Schlüssel ändern  
`pqItem.key = newKey;`
  - Danach kann die Heapeigenschaft (HE) nach oben oder unten verletzt sein  
... aber wieder nur genau an dieser Position !
  - Wiederherstellung der HE → spätere Folie
  - Jedes `pqItem` muss also seine Position kennen → dito

# Implementierung 6/7



- Je nachdem, ob der neue Schlüssel **kleiner** oder **größer** ist, wird die HE **nach oben** oder **nach unten** verletzt



## ■ Entfernen eines Elementes (`remove`)

- Element (`pqItem`) wurde als Argument übergeben !
- Dann einfach das Element von der letzten Position an diese Stelle setzen
- Danach kann die Heapeigenschaft (`HE`) nach oben oder nach unten verletzt sein  
... aber wieder nur genau an dieser Position !
- Wiederherstellung der `HE` → spätere Folie
- Jedes `pqItem` muss also seine Position kennen → dito

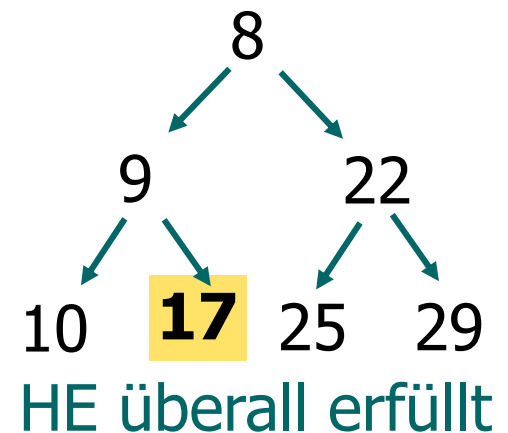
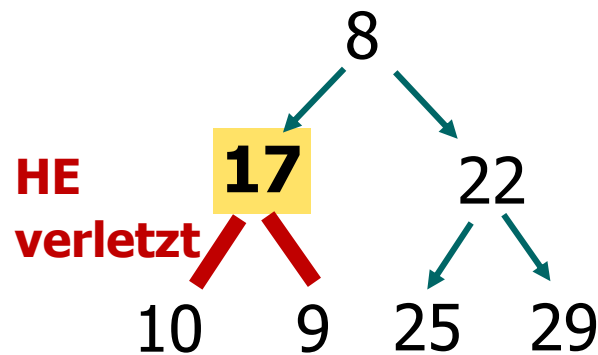
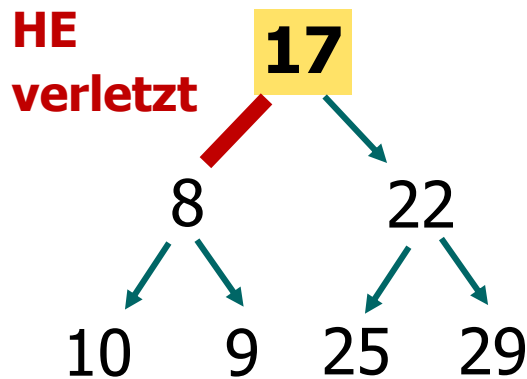
- Nach `insert`, `deleteMin`, `changeKey`, `remove`
  - ... kann die Heapeigenschaft (HE) verletzt sein
  - Aber nur an genau einer (bekannten) Position  $i$
  - Die HE kann auf zwei Arten verletzt sein:
    - „nach unten“: Schlüssel an Position  $i$  ist nicht  $\leq$  der seiner Kinder
    - „nach oben“: Schlüssel an Position  $i$  ist nicht  $\geq$  der vom Elternkn.
  - Entsprechend brauchen wir zwei Reparaturmethoden  
`repairHeapDownwards`  
`repairHeapUpwards`
  - Siehe die nächsten drei Folien ...



# Reparieren der Heapeigenschaft 2/4

## ■ Methode `repairHeapDownwards`

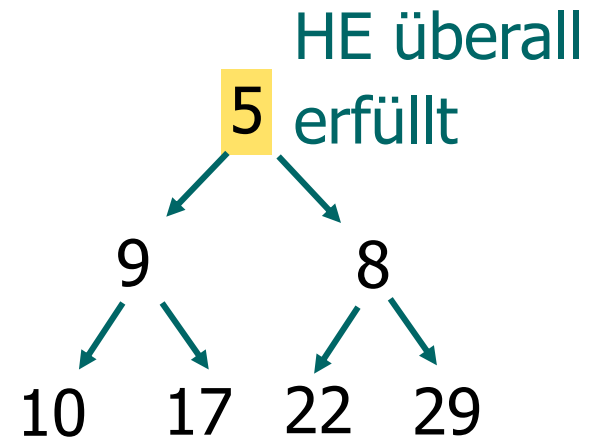
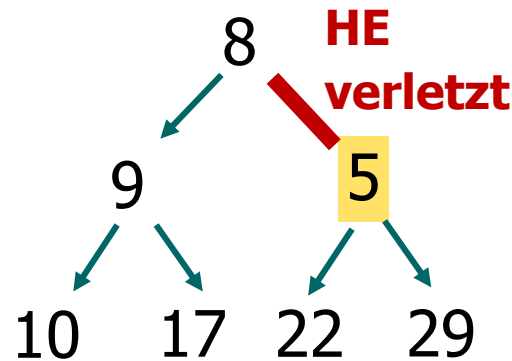
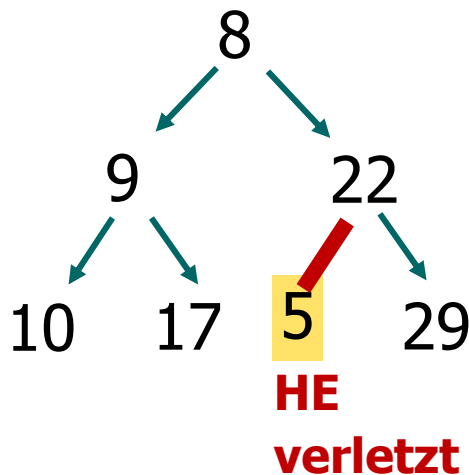
- Nach unten „Durchsickern“. Bekannt aus Vorlesung 1 und Übung 2
- Knoten mit dem Kind tauschen, das den kleineren Key von den beiden Kindern hat
- Jetzt ist bei diesem Kind evtl. die HE verletzt
- In dem Fall einfach da dasselbe nochmal, usw.



# Reparieren der Heapeigenschaft 3/4

## ■ Methode `repairHeapUpwards`

- Knoten mit dem Elternknoten tauschen
- Jetzt ist bei dem Elternknoten evtl. die HE verletzt
- Wenn, dann  $\text{Key} <$  der von dessen Elternkn. ... warum?
- In dem Fall einfach da dasselbe nochmal, usw.



# Reparieren der Heapeigenschaft 4/4

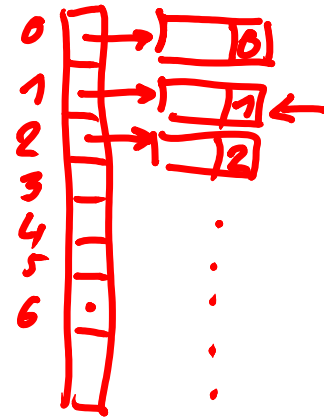
## ■ Index eines PriorityQueueItems

- **Achtung:** für `changeKey` und `remove` muss ein `PriorityQueueItem` wissen, wo es im Heap steht

```
class PriorityQueueItem<T> {           // In C++, use a template T.  
    int key;  
    T value;  
    int heapIndex;  
}
```

- Bei `repairHeapDownwards` und `repairHeapUpwards` beachten:

Wann immer wir ein Element im Heap verschieben, muss der `heapIndex` des Elementes geupdated werden !



## ■ Wiederholung Vorlesung 1

- Ein vollständiger binärer Baum (bis evtl. "unten rechts" ) mit  $n$  Elementen hat Tiefe  $O(\log n)$
- D.h. die Anzahl der Elemente auf einem Pfad von einer beliebigen Position im Heap nach oben zur Wurzel oder nach unten zu einem Blatt ist  $O(\log n)$

## ■ Kosten (Laufzeit) für unsere diversen Methoden

- Für `repairHeapDownwards` und `repairHeapUpwards` daher  $O(\log n)$
- Für `insert`, `deleteMin`, `changeKey`, `remove` daher ebenfalls  $O(\log n)$
- Für `getMin` offensichtlich  $O(1)$

## ■ Geht es noch besser?

- Ja, mit sogenannten Fibonacci Heaps bekommt man
  - getMin in Zeit  $O(1)$
  - insert in Zeit  $O(1)$
  - decreaseKey in amortisierter Zeit  $O(1)$
  - deleteMin in amortisierter Zeit  $O(\log n)$
- amortisiert = durchschnittlich ... nächste Vorlesung
- In der Praxis ist der binäre heap aufgrund seiner Einfachheit aber schwer zu schlagen ... vor allem wenn die Anzahl der Elemente nicht riesig ist
- **Beachte:** für  $n = 2^{10} \approx 1.000$  ist  $\log_2 n$  nur 10  
und selbst für  $n = 2^{20} \approx 1.000.000$  ist  $\log_2 n$  nur 20

# Literatur / Links

---

## ■ Hashkollisionen

- In Ottmann/Widmeyer: 4.3 „Offene Hashverfahren“

## ■ Prioritätswarteschlangen

- In Mehlhorn/Sanders:

6 Priority Queues [einfache und fortgeschrittenere Varianten]

- In Cormen/Leiserson/Rivest

20 Binomial Heaps [gleich die fortgeschrittenere Variante]

- In Wikipedia

<http://de.wikipedia.org/wiki/Vorrangwarteschlange>

[http://en.wikipedia.org/wiki/Priority\\_queue](http://en.wikipedia.org/wiki/Priority_queue)

- In C++ und in Java

[http://www.sgi.com/tech/stl/priority\\_queue.html](http://www.sgi.com/tech/stl/priority_queue.html)

<http://download.oracle.com/javase/1.5.0/docs/api/java/util/PriorityQueue.html> 46