

[illegible]

Aufgabe 1 (Wissensfragen)

(14 Punkte)

Bei den folgenden Teilaufgaben werden richtige Kreuze positiv (+) und falsche **oder fehlende** Kreuze entsprechend negativ (-) gewertet. Jede Teilaufgabe wird mit mindestens 0 Punkten bewertet. Pro Teilaufgabe ist mind. eine Aussage wahr. Kreuzen Sie alle richtigen Aussagen an:

- a) Angenommen, `s1` und `s2` sind korrekt initialisierte Variablen vom Typ `String`. Welche der folgenden Anweisungen verursachen eine Fehlermeldung (entweder zur Übersetzungszeit mit `javac` oder zur Ausführungszeit mit `java`)?

- ☒ `boolean istNull = null.equals(s1);`
☐ `if (s1 == s2) System.out.println("sind_gleich");`
☒ `boolean b = s1.charAt(s1.length()) == s2.charAt(0);`
☐ `int i = s1.toUpperCase().indexOf("null");`

- b) Welche Aussagen sind wahr?

```
void sterneSehen(int x, int y) {
    for (int a = 0; a < x; a++) {
        for (int b = 0; b <= y; b++) {
            System.out.print("*");
        }
        System.out.println();
    }
}
```

- ☐ Der Aufruf `sterneSehen(10, 5)` gibt 50 Sterne aus.
☒ Der Aufruf `sterneSehen(10, 5)` gibt 60 Sterne aus.
☒ Für positive x und y hat `sterneSehen` eine Laufzeit von $\mathcal{O}(x \cdot y)$.
☒ `sterneSehen` terminiert nicht, wenn mindestens ein Argument negativ ist.

It Lösung nicht,
ich bin aber dafür

- c) Unter welchen Umständen ist die *sequentielle* (lineare) Suche nach einem Wert v in einem aufsteigend sortierten Feld *schneller* als die *binäre* Suche?

- ☐ v ist kleiner als das erste Element im Feld.
☒ v ist genau das erste Element im Feld.
☐ Die Länge des Feldes ist keine 2er-Potenz.
☐ Die sequentielle Suche kann *niemals* schneller als die binäre Suche sein.

- d) Bei einer einfach verketteten Liste \mathcal{L} mit n Elementen ...

- ☐ kann die Reihenfolge der Elemente in $\mathcal{O}(\log(n))$ umgedreht werden.
☐ braucht das sortierte Einfügen (\mathcal{L} bereits sortiert) im *worst-case* $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ Vergleiche.
☒ hat eine Methode, die prüft, ob \mathcal{L} leer ist, einen Zeitaufwand von $\mathcal{O}(1)$.
☐ kann das Einfügen am Listende mit konstantem Aufwand durchgeführt werden.

e) Welche Aussagen zu Graphen stimmen?

- ☒ Hat mehr als ein Knoten Grad 0, dann ist der Graph *nicht* zusammenhängend.
- ☐ Ein Knoten mit Eingangsgrad 0 nennt man *Senke*.
- ☐ Ein DAG hat stets *genau eine* Quelle (Wurzel) und *genau eine* Senke.
- ☒ Ein DAG mit mindestens zwei Knoten ist *niemals* stark zusammenhängend.

f) „Graham’s Einpackalgorithmus“ aus der Vorlesung ...

- ☐ löst das Rucksackproblem für n Elemente mit $\mathcal{O}(n^2)$ zusätzlichem Speicher ~~X~~
- ☒ ermittelt die konvexe Hülle einer Punktwolke.
- ☐ ist ein gieriger Algorithmus zur Münzminimierung für kanonische Münzsysteme.
- ☒ untersucht und verwirft evtl. provisorische Lösungen.

g) Seien v und w konstante Laufzeiten und $T(n)$ die *worst-case*-Laufzeit einer Methode für ein Feld der Länge n . Was gilt für die asymptotisch obere Schranke im \mathcal{O} -Kalkül?

- ☐ $\mathcal{O}(g(n)) = \{h \mid \exists c > 0 \exists n_0 > 0 \forall n \geq n_0 : 0 \leq c \cdot g(n) \leq h(n)\}$
- ☒ $\mathcal{O}(g(n)) = \{h \mid \exists c_1 > 0 \exists c_2 > 0 \exists n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 : 0 \leq c_1 \cdot g(n) \leq h(n) \leq c_2 \cdot g(n)\}$
- ☐ Für $T(0) = v$ und $T(n) = T(0.666 \cdot n) + w$ gilt: $T(n) \in \mathcal{O}(\log(n))$
- ☐ Für $t(n) \in \mathcal{O}(m(n))$ und $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$ gilt: $w \cdot t(n) \cdot f(n) \in \mathcal{O}(m(n) \cdot g(n))$

Aufgabe 2 (Streuspeicherung)

(9 Punkte)

a) Gegeben seien die folgenden Schlüssel k zusammen mit ihren Streuwerten $h(k)$:

k	A	B	C	D	E
$h(k)$	1	3	3	3	0

Fügen Sie die Schlüssel $A - E$ in alphabetisch aufsteigender Reihenfolge in die folgende Streutabelle ein und lösen Sie Kollisionen durch verkettete Listen auf.

<i>Fach</i>	<i>k (Liste, zuletzt eingetragener Schlüssel rechts)</i>
42	$X \rightsquigarrow Y \rightsquigarrow Z \rightsquigarrow \perp$ <i>(Beispiel)</i>
0	E
1	A
2	
3	B \rightarrow C \rightarrow D
4	
5	
6	

b) Zum quadratischen Sondieren stehen nun zusätzlich die Streuwerte $h_i(k)$ zur Verfügung:

k	A	B	C	D	E
$h(k)$	1	3	3	3	0
$h_1(k)$	2	4	4	4	1
$h_2(k)$	5	0	0	0	4
$h_3(k)$	3	5	5	5	2

Fügen Sie die Schlüssel $A - E$ in dieser Reihenfolge in eine neue Streutabelle mit den Fächern 0 bis 6 ein. Lösen Sie Kollisionen diesmal durch *quadratisches Sondieren* mit den obigen $h_i(k) = (h(k) + i^2) \bmod 7$ auf. Geben Sie in der folgenden Tabelle zu jedem Schlüssel an, welche Fächer Sie in welcher Reihenfolge sondiert haben und ob die Sondierung aufgrund einer Primär- (\xrightarrow{P}) oder Sekundärkollision (\xrightarrow{S}) notwendig wurde. Das jeweils zuerst betrachtete Fach ist bereits vorgedruckt.

k	<i>sondierte Fächer und Art der Kollision</i>
Z	42 \xrightarrow{P} 47 \xrightarrow{S} 11 <i>(Beispiel)</i>
A	1
B	3
C	3 $P \rightarrow 4$
D	3 $P \rightarrow 4 S \rightarrow 0$
E	0 $P \rightarrow 1 S \rightarrow 4 S \rightarrow 2$

Aufgabe 3 (Binäre Suche)

(17 Punkte)

Im Folgenden sollen Sie einen Schlüssel t in einem Feld ts mittels *binärer Suche* lokalisieren. Für die Schlüssel vom Typ T gibt es zwei Vergleiche $c1$ bzw. $c2$ und das Feld ts ist so sortiert, dass:

$$\forall i < j : ts[i] \prec_{c1} ts[j] \vee (ts[i] =_{c1} ts[j] \wedge ts[i] \preceq_{c2} ts[j])$$

Beispiel: Tupel $T := (\text{String}, \text{Integer})$, $c1$ vergleicht Strings, $c2$ vergleicht Integers:

(AuD, 42)	(AuD, 666)	(AuD, 666)	(PFP, 41)	(PFP, 666)	(PFP, 4711)
-----------	------------	------------	-----------	------------	-------------

Hinweis zur API der Methode `int compare(T o1, T o2)` im Interface `Comparator<T>`: *Compares its two arguments for order. Returns a negative integer, zero, or a positive integer as the first argument is less than, equal to, or greater than the second.*

Ergänzen Sie die iterative Methode `suche` so, dass sie den Index von t in ts mit einer Laufzeit von $\mathcal{O}(\log(ts.length))$ zurückgibt, falls t in ts vorkommt, andernfalls sei ihr Ergebnis -1 :

```
<T> int suche(T[] ts, T t, Comparator<T> c1, Comparator<T> c2) {
    int a = 0, m, z = ts.length - 1; // Anfang, Mitte, Ende
```

```
    // schon alles durchsucht?

    while ( m != a && m != z )

        // neue Mitte zwischen a und z bestimmen (abgerundet)

        m = (a + z)/2;

        if ( c1.compare(t, ts[m]) < 0 )

            // Fall A: t VOR ts[m] laut c1

            z = m-1;
        } else if ( c1.compare(t, ts[m]) == 0 )

            // Fall B: t NAHE BEI ts[m] laut c1

            if ( c2.compare(t, ts[m]) < 0

                // Fall B1: t VOR ts[m] laut c2

                z = m-1;

            } else if ( c2.compare(t, ts[m]) == 0 )

                // Fall B2: gefunden :)!

                return m;

            } else {

                // Fall B3: t NACH ts[m] laut c2

                a = m+1;

            }
        } else {

            // Fall C: t NACH ts[m] laut c1

            a = m+1;

        }

    }

    // nicht gefunden :(

    return -1;

}
```

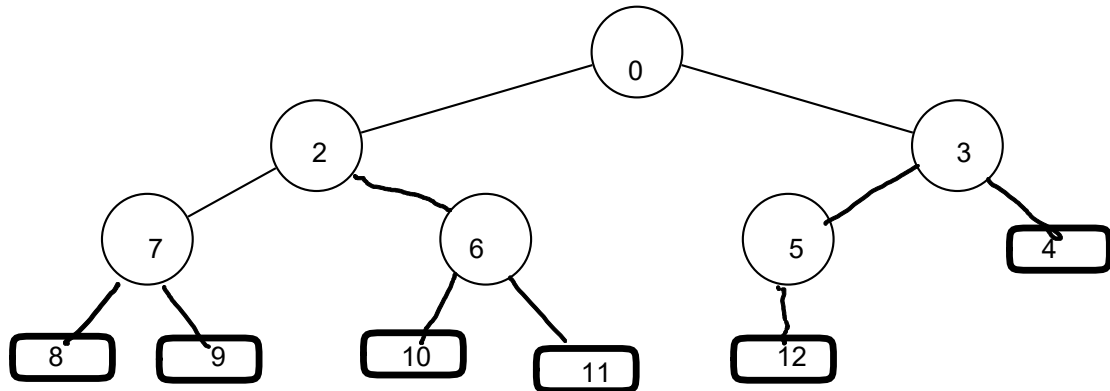
Aufgabe 4 (Halden)

(10 Punkte)

Gegeben sei folgende Feld-Einbettung einer Min-Halde:

0	2	3	7	6	5	4	8	9	10	11	12
---	---	---	---	---	---	---	---	---	----	----	----

- a) Stellen Sie die Halde graphisch als Baum dar; ergänzen Sie ggf. Knoten und/oder Kanten:



- b) Entfernen Sie das kleinste Element (die Wurzel 0) aus der *unten gegebenen* initialen Halde, stellen Sie die Haldeneigenschaft wieder her und geben Sie das Endergebnis an:

<i>0</i>	<i>1</i>	<i>2</i>	<i>3</i>	<i>4</i>	<i>5</i>	<i>6</i>	<i>7</i>	<i>8</i>	<i>9</i>	<i>10</i>	<i>11</i>
0	2	3	7	6	5	4	8	9	10	11	12

✓ 0 entfernen ✓

12	2	3	7	6	5	4	8	9	10	11
----	---	---	---	---	---	---	---	---	----	----

- c) Fügen Sie nun den Wert 1 in die *unten gegebene* initiale Halde ein, stellen Sie die Haldeneigenschaft wieder her und geben Sie das Endergebnis an:

<i>0</i>	<i>1</i>	<i>2</i>	<i>3</i>	<i>4</i>	<i>5</i>	<i>6</i>	<i>7</i>	<i>8</i>	<i>9</i>	<i>10</i>	<i>11</i>	<i>12</i>
0	2	3	7	6	5	4	8	9	10	11	12	

↘ 1 einfügen ↘

0	2	3	7	6	5	4	8	9	10	11	12	1
---	---	---	---	---	---	---	---	---	----	----	----	---

Aufgabe 5 (Sortieren)

(14 Punkte)

- a) Führen Sie „Sortieren durch Einfügen“ lexikographisch *aufsteigend*, *in-situ* und *stabil* in einem Schreibtischlauf auf folgendem Feld aus. Jede Zeile stellt den Zustand des Feldes dar, nachdem das *jeweils nächste* Element in die Endposition verschoben wurde. Der bereits sortierte Teilbereich steht vor |||. Gleiche Elemente tragen zwecks Unterscheidung ihre „Objektidentität“ als Index (z.B. " A_1 ".equals(" A_2 ") aber " A_1 " != " A_2 ").

L		A_1	B_1	F	A_2	B_2

- b) Ergänzen Sie die folgende Methode so, dass sie die Zeichenketten im Feld a lexikographisch aufsteigend *durch Einfügen sortiert*. Sie muss *iterativ*, *in-situ* und *stabil* sortieren. Außerdem dürfen Sie keine weiteren Variablen deklarieren, als die bereits vorgegebenen. Sie dürfen davon ausgehen, dass kein Eintrag im Feld null ist.

```

void sortierenDurchEinfuegen(String[] a) {
    // Hilfsvariable:
    String tmp;

    // bearbeite die Elemente der Reihe nach:

    for (int n = 1;

        // entnimm das naechste Element aus dem Feld:

        // verschiebe dieses, bis die Zielposition frei ist:
        int i =
        while (i

            // schiebe dabei alle Elemente Richtung Ende:

        }
        // setze das entnommene Element ein:

    }
}

```

Aufgabe 6 (Dynamische Programmierung)

(20 Punkte)

Die sogenannten *Großen Schröder-Zahlen* sind für ganzzahlige positive n wie folgt definiert:

$$a(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } n \leq 1 \\ a(n-1) + \sum_{i=1}^{n-1} a(i) \cdot a(n-i) & \text{sonst} \end{cases}$$

- a) Um welche Art der Rekursion handelt es sich bei $a(n)$?

$a(n)$: _____ Rekursion

- b) Ergänzen Sie die naive Implementierung der obigen Funktion ohne weitere Optimierungen:

```
long a(int n) {
    if (n <= 1) {
        // Basisfall:
        return 1;
    } else {
        // Rekursion:
```

```
        long an =
```

```
        return an;
    }
}
```

- c) Mittels *Dynamischer Programmierung* soll $a_{DP}(n)$ jede *Schröder-Zahl* höchstens einmal berechnen, auch wenn sie mehrmals benötigt wird. Dazu soll $a_{DP}(n)$ bereits berechnete $a(i)$ im Feld `mem[i]` verwalten. Das Feld `mem` wird nur bei Bedarf und höchstens bis zum erforderlichen Umfang vergrößert – dabei müssen die bisherigen Werte gerettet werden!

```
long[] mem;
```

```
long aDP(int n) {
    // Speicher ggf. passend vergroessern oder neu anlegen:
```

```
    if (mem == null ||
        long[] oldMem = mem;
```

```
    }
```



```
if (n <= 1) {  
    // Basisfall:  
    mem[n] = 1;
```

```
} else if (
```

Aufgabe 7 (Graphen)

(20 Punkte)

In dieser Aufgabe wird ein gerichteter Graph $G = (V, E)$ als Adjazenzmatrix am repräsentiert. Sie dürfen davon ausgehen, dass am wohlgeformt ist (also quadratisch und ohne null-Zeilen).

- a) Ergänzen Sie die Methode `sammle`, die alle mit einem Knoten `k` in G direkt oder indirekt verbundenen Knoten in der Menge `verb` sammelt. Adjazente Knoten gelten ungeachtet der Kantenrichtung als *verbunden*. Bereits besuchte Knoten werden in `bes` verwaltet:

```
void sammeln(boolean[][] am, int k, Set<Integer> verb, Set<Integer> bes) {
    if (!bes.contains(k)) {
        verb.add(k);
```

```
    }
}
```

- b) Die Methode `mszt` soll die Knotenmengen aller maximalen *schwach zusammenhängenden* Teilgraphen (sog. schwache Zusammenhangskomponenten) zurückgeben:

```
List<Set<Integer>> mszt(boolean[][] am) {
    // Ergebnisliste:
    List<Set<Integer>> ergebnis = new LinkedList<>();
    // Menge besuchter Knoten:
    Set<Integer> bk = new HashSet<>();
    // Ermittle alle Teilgraphen mittels Hilfsmethode sammeln:
    for (int k = 0; k < am.length; k++) {
        // falls k noch nicht besucht => sammle mit k verbundene Knoten
```

```
    }
    return ergebnis;
}
```

- c) *Definition aus der Vorlesung: „Ein Graph $G' = (V', E')$ ist ein **induzierter Teilgraph** eines Graphen $G = (V, E)$ genau dann, wenn $V' \subseteq V$ und $E' = \{(v, w) \in E \mid v, w \in V'\}$.“*

Ergänzen Sie die Methode `itg` so, dass sie aus `am` jede Kante (x, y) entfernt, wenn nicht sowohl x als auch y in `vs` ($\triangleq V'$) enthalten sind. Entfernen Sie (zur Vereinfachung) *keine* Knoten aus `am`.

```
void itg(boolean[][] am, Set<Integer> vs) {
```



```
}
```

Aufgabe 8 (ADT)

(16 Punkte)

Gegeben seien folgende abstrakte Datentypen:

```

adt S // Menge (Set)
sorts S, int, boolean
ops
  Empty:            $\mapsto S$            // erzeugt leere Menge:  $M = \emptyset$ 
  Add:       $S \times int \mapsto S$        // ergänzt Wert  $n$ :  $M \leftarrow M \cup \{n\}$ 
  isIn:       $S \times int \mapsto boolean$  // prüft, ob Wert  $n$  in  $M$  enthalten ist:  $n \in M$ 
axs
  ... // aus Platzgründen weggelassen
end S

```

```

adt G // Graph
sorts G, int, S, boolean
ops
  New:            $\mapsto G$            // erzeugt neuen Graphen:  $G = (V, E)$  mit  $V = \emptyset$ 
  Node:       $G \times int \mapsto G$        // ergänzt Knoten  $n$ :  $V \leftarrow V \cup \{n\}$ 
  Edge:       $G \times int \times int \mapsto G$  // ergänzt Kante  $(a, b)$ :  $V \leftarrow V \cup \{a, b\}$ ,  $E \leftarrow E \cup \{(a, b)\}$ 
  collect:    $G \mapsto S$            // ermittelt Menge  $V$  aller Knoten in  $G$ 
  path:       $G \times int \times int \mapsto boolean$  // existiert gerichteter Weg zwischen zwei Knoten?
  isRoot:     $G \times int \mapsto boolean$  // prüft, ob der Knoten eine Quelle in  $G$  ist
axs
  ... // im Folgenden zu ergänzen
end G

```

Zusätzlich stehen Ihnen die Datentypen *int* und *boolean* mit den aus Java bekannten Ausprägungen und Operatoren zur Verfügung.

- a) Ergänzen Sie den ADT *G* um Axiome für die Operation *collect*, die die Menge V aller Knoten im Graphen ermittelt:

$$collect(New) = Empty$$

$$collect(Node(g, n)) =$$

$$collect(Edge(g, a, b)) =$$

- b) Ergänzen Sie den ADT G um Axiome für die Operation `path`, die genau dann `true` ergibt, wenn es im **gerichteten** Graphen G (d.h. $edge(a, b)$ erzeugt eine **gerichtete** Kante) einen Pfad zwischen den zwei übergebenen Knoten x und y gibt:

$$path(New, x, y) = false$$

$$path(g, x, x) = true$$

$$path(Edge(g, a, b), a, b) = true$$

$$path(Node(g, n), x, y) =$$

$$path(Edge(g, a, b), x, y) =$$

- c) Ergänzen Sie den ADT G um Axiome für die Operation `isRoot`, die genau dann `true` ergibt, wenn der übergebene Knoten eine *Quelle* im **gerichteten** Graphen G ist:

$$isRoot(New, x) = false$$

$$isRoot(Node(g, n), x) =$$

$$= (x = n) \wedge \neg isIn(collect(g), x) \vee isRoot(g, x)$$

$$isRoot(Edge(g, a, b), x) =$$

Zusatzseite