

Aufgabe 3: Pancake Sort

Teilnahme-ID: 65336

Bearbeiter/-in dieser Aufgabe:
Philip Gilde

17. April 2023

Inhaltsverzeichnis

1	Lösungsidee	1
1.1	Notation	1
1.2	Sortieren	2
1.3	PWUE-Zahl	4
2	Laufzeit und Speicherbedarf	6
2.1	Sortieren	6
2.2	PWUE-Zahl	7
3	Erweiterung: Beliebige große Eingabezahlen	9
4	Umsetzung	9
5	Beispiele	9
5.1	Sortieren	9
5.2	PWUE-Zahl	14
6	Quellcode	14

1 Lösungsidee

1.1 Notation

Mit “Stapel” ist im Folgenden immer der Begriff der Aufgabenstellung gemeint, nicht die Datenstruktur. Die Menge der möglichen Stapel der Höhe n wird mit P_n bezeichnet. Die Möglichen Pfannkuchen-Wende-und-Ess-Operationen für einen Stapel mit n Pfannkuchen wird mit W_n bezeichnet. Die Menge der möglichen Umkehroperationen, das heißt einen Pfannkuchen auf den Stapel legen und dann die ersten m Pfannkuchen wenden, für solch einen Stapel wird mit W_n^{-1} bezeichnet. Wenn der Stapel $S \in P_n$ durch die Operation $w \in W_n$ verändert wird, so wird der neue Stapel $S' = wS$ bezeichnet. Operationen assoziieren nach rechts, d.h. $w_1 w_2 S = w_1(w_2 S)$. Die Funktionen A und P werden aus der Aufgabenstellung übernommen. Wird ein Stapel im Text dargestellt, dann steht der erste Pfannkuchen für den obersten, der zweite für den zweitobersten und so weiter. Pfannkuchenstapel werden entweder in Klammern durch Kommas getrennt (z.B. $(2, 7, 1, 8)$) oder als nicht getrennte Ziffern dargestellt (z.B. 2718). Bei der zweiten Notation können Pfannkuchen dann maximal die Breite 9 haben, um die Eindeutigkeit der Darstellung zu gewährleisten.

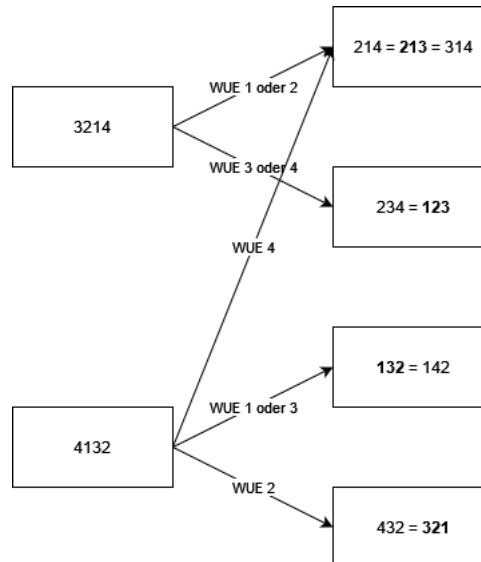


Abbildung 1: Ausschnitt aus dem Graph der Pfannkuchentapel. Die Kanten sind beschriftet mit der zugehörigen Operation. Die kanonische Form des Stapels ist in fetten Buchstaben geschrieben.

1.2 Sortieren

Die Pfannkuchentapel können in einem gerichteten Graphen organisiert werden (Siehe Abbildung 1). Die Knoten des Graphen sind die Stapel, die Kanten sind die Operationen. Die Kanten sind gerichtet, denn eine PWUE-Operation wandelt einen Stapel in einen anderen um. Die Identität eines Stapels wird durch die Reihenfolge der Pfannkuchen bestimmt, nicht deren genauen Größen. Das heißt, dass zum Beispiel die Stapel (10, 12, 3) und (2, 3, 1) gleich sind, denn die Elemente haben die gleiche Reihenfolge. Das liegt daran, dass der Zielstapel nur durch seine aufsteigende Reihenfolge definiert ist, und Stapel mit gleicher Reihenfolge auf die gleiche Weise sortiert werden müssen. Äquivalente Stapel können in eine kanonische Form gebracht werden, in dem die kleinste Größe durch 1, die zweitkleinste durch 2 und so weiter ersetzt werden. Dadurch ist (2, 3, 1) in kanonischer Form. Die kanonische Form kann folgendermaßen bestimmt werden:

```

procedure KANONISCHE FORM(Stapel  $S$ )
  Initialisiere Integer-Array  $V$  der Länge  $\max(S) - \min(S) + 1$ 
  Setze jeden Wert von  $V$  auf  $-1$ 
  for  $s \in S$  do
     $V_{s-\min(S)} \leftarrow 1$ 
  end for
  Initialisiere Zähler  $c = 1$ 
  for  $s \in (0, 1, \dots, |V| - 1)$  do
    if  $V_s \neq -1$  then
       $V_s \leftarrow c$ 
       $c \leftarrow c + 1$ 
    end if
  end for
  Initialisiere Integer-Array  $E$  der Länge  $|S|$ 
  for  $s \in (0, 1, \dots, |S| - 1)$  do
     $E_s \leftarrow V_{s-\min(S)}$ 
  end for
  return  $E$ 
end procedure

```

Dieser Algorithmus konstruiert im Array V eine Abbildung der Zahlenwerte der ursprünglichen Pfannkuchen in jene der kanonischen Form, wobei der Array-Index das Argument der Abbildung darstellt. Dafür wird zunächst jeder Index, der zu einer Breite im ursprünglichen Stapel gehört, markiert. Die markierten Indices werden dann aufsteigend nummeriert, der kleinste bekommt also den Wert 1, der zweitkleinste 2

und so weiter. So ist die Konstruktion der Abbildung vollständig. Im letzten Schritt wird die Abbildung auf die Elemente von S angewandt. Da die Abbildung nur für bestimmte Werte zwischen einschließlich dem kleinsten und größten von S definiert ist, kann die Länge des Arrays auf $\max(S) - \min(S)$ begrenzt werden. Für die Abbildung muss deshalb immer noch $\min(S)$ vom Argument abgezogen werden.

Um die Operationen zu bestimmen, die einen Stapel optimal sortieren, muss ein kürzester Pfad im Graphen vom Stapel zu einem sortierten Stapel gefunden werden. Dafür lässt sich Dijkstra's Algorithmus [Dij59] verwenden.

```
procedure DIJKSTRA'S ALGORITHMUS(Stapel  $S$ )
  Initialisiere Prioritätswarteschlange  $Q$ 
  Initialisiere Map  $V$ 
  Initialisiere Map  $C$ 
  Füge  $S$  mit Priorität 0 in  $Q$  ein
  Füge  $S$  mit Vorgänger () in  $V$  ein
  Füge  $S$  mit Kosten 0 in  $C$  ein
  while  $Q$  nicht leer do
    Entferne Knoten  $S$  mit der niedrigsten Priorität aus  $Q$ 
    if  $S$  ist sortiert then
      Rekonstruiere Pfad von  $S$  zu () mit  $V$ 
    end if
    for alle  $w \in W_n$  do
       $S' \leftarrow wS$ 
       $k \leftarrow C(S) + 1$ 
      if  $S'$  nicht in  $C$  oder  $K < C(S')$  then
        Füge  $S'$  mit Priorität  $k$  in  $Q$  ein
        Füge  $S'$  mit Vorgänger  $S$  in  $V$  ein
        Füge  $S'$  mit Kosten  $k$  in  $C$  ein
      end if
    end for
  end while
end procedure
```

Dieser Algorithmus hat außer der Länge der Permutationskette keine Informationen über die Stapel. Da Dijkstras Algorithmus alle kürzeren erkundeten Pfade erweitert bevor ein längerer Pfad erweitert wird, ist er hier sehr langsam. Schnellere Ergebnisse lassen sich mit Hilfe vom A*-Algorithmus [HNR68] erreichen. Dieser Algorithmus ähnelt Dijkstras Algorithmus, verwendet aber eine Heuristik, welche die Distanz zum Ziel schätzt. Die Heuristik darf die tatsächliche Entfernung zum Ziel niemals überschätzen. Mit $H(S)$ als Heuristik für den Stapel S lautet der Algorithmus:

```
procedure A*-ALGORITHMUS(Stapel  $S$ )
  Initialisiere Prioritätswarteschlange  $Q$ 
  Initialisiere Map  $V$ 
  Initialisiere Map  $C$ 
  Füge  $S$  mit Priorität 0 in  $Q$  ein
  Füge  $S$  mit Vorgänger () in  $V$  ein
  Füge  $S$  mit Kosten 0 in  $C$  ein
  while  $Q$  nicht leer do
    Entferne Knoten  $S$  mit der niedrigsten Priorität aus  $Q$ 
    if  $S$  ist sortiert then
      Rekonstruiere Pfad von  $S$  zu () mit  $V$ 
    end if
    for alle  $w \in W_n$  do
       $S' \leftarrow wS$ 
       $k \leftarrow C(S) + 1 - H(S) + H(S')$ 
      if  $S'$  nicht in  $C$  oder  $K < C(S')$  then
        Füge  $S'$  mit Priorität  $k$  in  $Q$  ein
        Füge  $S'$  mit Vorgänger  $S$  in  $V$  ein
        Füge  $S'$  mit Kosten  $k$  in  $C$  ein
      end if
    end for
  end while
```

end if
end for
end while
end procedure

Eine Heuristik für das Pfannkuchensortieren ist die Anzahl der Adjazenzen [GP79]. Als Adjazenz bezeichne ich zwei Pfannkuchen die direkt nebeneinander im Stapel liegen und für die es keinen Pfannkuchen gibt, dessen Größe zwischen den beiden liegt. Mit Hilfe der Adjazenzen lässt sich eine untere Schranke für die Anzahl der Sortierschritte eines Stapels berechnen.

Lemma 1. *Ein Stapel der Höhe h mit a_0 Adjazenzen kann in nicht weniger als $\lceil \frac{h-a_0}{3} \rceil$ Schritten sortiert werden.*

Beweis. In einer Operation können sich höchstens zwei neue Adjazenzen bilden. Weil in einer Operation sich nur die Nachbarn von zwei Pfannkuchen ändern, (nämlich des obersten, der nach unten gewendet wird, und dessen, der direkt unter dem Pfannenwender liegen bleibt) kann sich nur zwischen diesen beiden eine Adjazenz bilden. Eine weitere Adjazenz lässt sich dadurch bilden, dass der aufgegessene Pfannkuchen die Breite zwischen zwei nebeneinanderliegenden hatte, welche nach der Operation keine Pfannkuchen mit Größe zwischen ihnen haben. Als Adjazenz wird auch gezählt, wenn der größte Pfannkuchen ganz unten liegt. Ein sortierter Stapel der Höhe n hat n Adjazenzen. Seien a_0 die Anzahl der Adjazenzen im untersuchten Stapel, h die Höhe des Stapels und n die Anzahl der Sortieroperationen. Weiterhin seien a_f und h_f die Anzahl der Adjazenzen und die Höhe des sortierten Stapels. Dann gilt:

- I. $a_f = h_f$ Adjazenzen und Höhe des Stapels müssen gleich sein
 - II. $a_f \leq a_0 + 2n$ Pro Operation können höchstens zwei neue Adjazenzen entstehen
 - III. $h_f = h - n$ Der Stapel wird in jedem Schritt um einen Pfannkuchen kleiner
- II. und III. in I. einsetzen:

$$\begin{aligned}
 a_0 + 2n &\geq h - n \\
 \Leftrightarrow n &\geq \frac{h - a_0}{3}
 \end{aligned}$$

Weil $n \in \mathbb{N}^+$ kann aufgerundet werden:

$$n \geq \lceil \frac{h - a_0}{3} \rceil$$

□

Als untere Schranke kann diese Erkenntnis als für den A*-Algorithmus geeignete Heuristik verwendet werden, mit $a(S)$ als Anzahl der Adjazenzen im Stapel S und $h(S)$ als Höhe des Stapels S :

$$H(S) = \lceil \frac{h(S) - a(S)}{3} \rceil$$

1.3 PWUE-Zahl

Die PWUE-Zahl kann rekursiv mit Hilfe von dynamischer Programmierung berechnet werden. Dafür definieren wir die Funktion $K(n, a) = \{s \in \mathcal{P}_n \mid A(s) = a\}$, die die Menge aller Stapel der Höhe n enthält, die in mindestens a Schritten sortiert werden können. Die Funktion lässt sich rekursiv berechnen:

$$\begin{aligned}
 K(n, a) &= \{wS, w \in \mathcal{W}_{n-1}^{-1}, S \in K(n-1, a-1)\} \mid \forall v \in \mathcal{W}_n : A(vwS) \geq a-1\} \\
 &= \{wS, w \in \mathcal{W}_{n-1}^{-1}, S \in K(n-1, a-1)\} \mid \forall v \in \mathcal{W}_n : \exists b \geq a-1 : A(vwS) = b\} \\
 &= \{wS, w \in \mathcal{W}_{n-1}^{-1}, S \in K(n-1, a-1)\} \mid \forall v \in \mathcal{W}_n : \exists b \geq a-1 : vwS \in K(n-1, b)\}
 \end{aligned}$$

$K(n, a)$ enthält also alle Stapel, die durch eine Umkehroperation aus Stapeln der Höhe $n-1$ mit mindestens $a-1$ Sortieroperationen entstehen können und für die keine andere Sortieroperation einen Stapel

bildet, der in weniger als $a - 1$ Schritten sortiert werden kann. Nach dieser Definition würde $K(n, 1)$ allerdings auch die komplett sortierten Stapel enthalten, weshalb noch die Bedingung $(a > 1) \vee (s \notin K(n, 0))$ ergänzt werden muss. Da die komplett sortierten Stapel nicht weiter sortiert werden müssen, setzen wir $K(n, 0) = \{(1, \dots, n)\}$, es handelt sich dabei um das Ende der Rekursion. Außerdem setzen wir für $a > 0$ $K(0, a) = \emptyset$, denn Stapel der Höhe 1 müssen niemals sortiert werden. Die Funktion $K(n, a)$ ist also definiert als

$$K(n, 0) = \{(1, \dots, n)\}$$

$$K(n, a) = \{wS, w \in W_{n-1}^{-1}, S \in K(n-1, a-1) \mid \forall v \in W_n : \exists b \geq a-1 : vwS \in K(n-1, b) \wedge ((a > 1) \vee (S \notin K(n, 0)))\}$$

Ein Problem bei der Berechnung dieser Funktion ist, dass $\exists b \geq a-1 : vwS \in K(n-1, b) \wedge ((a > 1) \vee (S \notin K(n, 0)))$ nicht begrenzt ist, sondern alle natürlichen Zahlen durchprobieren müsste. Das ist natürlich Unfug, denn wir können nicht alle natürlichen Zahlen in endlicher Zeit durchprobieren. Dass wir das nicht brauchen, zeigt folgendes Lemma:

Lemma 2. *Jeder Stapel der Höhe $3n + b$ mit $n, b \in \mathbb{N}$ und $b < 3$ kann in weniger als oder gleich $2n + 1$ Schritten sortiert werden.*

Beweis. Wir beweisen durch starke Induktion nach n . Für $n = 0$ kann der Stapel die Höhe 1 oder 2 haben. Im ersten Fall ist er Stapel schon sortiert und die Aussage ist erfüllt. Im zweiten Fall ist der Stapel sortiert oder noch falsch herum. In beiden Fällen ist nicht mehr als $2n + 1 = 1$ Sortierschritt notwendig.

Für einen Stapel mit $n > 0$ liegen die m größten Pfannkuchen in richtiger Reihenfolge ganz unten. Wenn $m \geq 3$ muss somit nur der darüberliegende Stapel mit $3m + c$; $m < n$ Pfannkuchen sortiert werden. Das ist nach Induktion in $2m + 1$ Schritten möglich, was kleiner als $2n + 1$ ist, wodurch die Aussage erfüllt ist. Wenn $m < 3$, können wir den $m + 1$ -größten Pfannkuchen in einer Operation nach oben bringen und in einer zweiten an die richtige Stelle am Ende. Danach hat der unsortierte Teil des Stapels, also alles vor den letzten $m + 1$ Pfannkuchen, die Höhe $3n + b - 2 - (m + 1) = 3n + b - 3 - m = 3(n - 1) + b - m$, weil zwei Pfannkuchen verspeist wurden und der sortierte Teil um einen größer geworden ist. Nach der Induktion kann dieser Teil der Höhe $3(n - 1) + b - m$ in $2(n - 1) + 1$ Schritten sortiert werden. Zusammen mit den zwei Wendeoperationen wurde der Stapel in $2(n - 1) + 1 + 2 = 2n + 1$ Schritten sortiert. \square

Es folgt sofort, dass für einen Stapel der Höhe h gilt $n = \lfloor \frac{h}{3} \rfloor$ und dieser deshalb in $2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor + 1$ Schritten sortiert werden kann. Allerdings lässt sich dadurch nicht direkt die PWUE-Zahl bestimmen, es handelt sich lediglich um eine obere Schranke für diese. Da jeder Stapel $S \in P_n$ in $2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor + 1$ Schritten sortiert werden kann, reicht es aus, die Funktion $K(n, a)$ für alle $\lceil \frac{n}{1.5} \rceil$ zu berechnen. Damit lässt sich auch $\exists b \geq a - 1 : vws \in K(n - 1, b)$ durch $\exists \lceil \frac{n}{1.5} \rceil \geq b \geq a - 1 : vwS \in K(n - 1, b)$ ersetzen, wodurch nicht unendlich viele Werte für b ausprobiert werden müssen. Um jetzt die PWUE-Zahl zu berechnen, muss nur noch die Funktion $K(n, a)$ für alle $a \leq 2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor + 1$ berechnet werden und überprüft werden, ob sie Elemente enthält:

```

procedure PWUE-ZAHL(Höhe  $h$ )
  Intitalisiere Map  $\tilde{K}$ 
  Initialisiere Map  $\tilde{S}$ 
  for  $i \in (2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor + 1, 2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor, \dots, 0)$  do
    if  $K(h, i) \neq \emptyset$  then return  $i, K(h, i)$ 
  end if
end for
end procedure

procedure K(Höhe  $n$ , Schritte  $a$ )
  if  $\tilde{K}$  enthält Schlüssel  $(n, a)$  then return  $\tilde{K}[(n, a)]$ 
  end if
  if  $a = 0$  then
     $\tilde{K}[(n, a)] \leftarrow (1, 2, \dots, n)$ 
     $\tilde{S}[(1, 2, \dots, n)] \leftarrow 0$  return  $\{(1, 2, \dots, n)\}$ 
  end if
  if  $a > 0 \wedge n = 1$  then
     $\tilde{K}[(n, a)] \leftarrow (1, 2, \dots, n)$  return  $\{(1, 2, \dots, n)\}$ 
  end if

```

```

Initialisiere leere Menge  $R$ 
for  $w \in W_{n-1}^{-1}, S \in K(n-1, a-1)$  do
  if  $\neg(a > 1 \vee wS = (1, 2, \dots, n))$  then
    continue
  end if
  Initialisiere boolesche Variable  $A$  mit wahr
  for  $v \in W_n$  do
    if  $\tilde{S}$  enthält Schlüssel  $vwS$  then
      if  $\tilde{S}[vwS] < a-1$  then
         $A \leftarrow \text{falsch}$ 
        break
      else
        continue
      end if
    end if
  end for
  Initialisiere boolesche Variable  $E$  mit falsch
  for  $b \in (a-1, a, \dots, 2\lfloor \frac{h}{3} \rfloor + 1)$  do
    if  $vwS \in K(n-1, b)$  then
       $E \leftarrow \text{wahr}$ 
      break
    end if
  end for
   $A \leftarrow A \wedge E$ 
  if  $\neg A$  then
    break
  end if
end for
if  $A$  then
   $R \leftarrow R \cup \{wS\}$ 
   $\tilde{S}[wS] \leftarrow a$ 
end if
end for
 $\tilde{K}[(n, a)] \leftarrow R$  return  $R$ 
end procedure

```

Dieser Algorithmus kann noch schneller gemacht werden, in dem in der Prozedur "PWUE-Zahl" für $K(n, a)$ nicht alle Elemente gesucht werden, sondern das erste zurückgegeben wird, denn dort sind nicht alle Elemente von $K(n, a)$ notwendig, sondern irgendeines, falls es existiert. Die Aufgabenstellung lautet ja nur einen Stapel zu finden, der in der größten Zahl von Schritten sortiert werden kann.

2 Laufzeit und Speicherbedarf

2.1 Sortieren

Der A*-Algorithmus hat für einen Graph mit Kanten V und Knoten E eine Laufzeit in¹ $\mathcal{O}(|E| \log |V|)$ und einen Speicherbedarf in $\mathcal{O}(V)$ [SW11, 654]. Wenn wir einen Ausgangsstapel der Höhe h haben, sind die Knoten des zu untersuchenden Graphs $V = \dot{\cup}_{n=1}^{h-1} P_n$. Da es $n!$ Permutationen von n Elementen gibt,

¹Da die Landau-Symbole Mengen von Funktionen darstellen, ist es mathematisch korrekt zu sagen, die Zeit (-funktion) ist in $\mathcal{O}(f(x))$. In den Gleichungen weiter unten knüpfe ich an die verbreitete Notation an, in der $\mathcal{O}(f(x))$ für einen anonymen Funktionsterm dieser Menge steht.

ist $|V| = \sum_{n=1}^{h-1} n!$. Diese Summe ist in $\mathcal{O}(h!)$:

$$\begin{aligned}
 |V| &= \sum_{n=1}^{h-1} n! \\
 &= (h-1)! \cdot \left(1 + \frac{1}{h-1} + \frac{1}{(h-1)(h-2)} + \dots + \frac{1}{(h-1)!}\right) \\
 &= (h-1)! \cdot (1 + \mathcal{O}(1)) \\
 &= \mathcal{O}((h-1)!) \quad |\log \\
 \log |V| &= \mathcal{O}((h-1) \log(h-1))
 \end{aligned}$$

Von einem Knoten, der zu einem Stapel der Höhe n gehört, gibt es maximal n verschiedene PWUE-Operationen und somit auch maximal n ausgehende Kanten. Das heißt

$$\begin{aligned}
 |E| &= \sum_{n=1}^{h-1} n \cdot |P_n| \\
 &= \sum_{n=1}^{h-1} n \cdot n! \\
 &= (h-1) \cdot (h-1)! \cdot \left(1 + \frac{h-2}{(h-1)^2} + \frac{h-3}{(h-1)^2(h-2)} + \dots + \frac{1}{(h-1) \cdot (h-1)!}\right) \\
 &= (h-1) \cdot (h-1)! \cdot (1 + \mathcal{O}(1)) \\
 &= \mathcal{O}((h-1) \cdot (h-1)!) \\
 &= \mathcal{O}(h!)
 \end{aligned}$$

Demnach wäre die Laufzeit $\mathcal{O}(h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1))$ und der Speicherbedarf $\mathcal{O}(h!)$. Leider ist das etwas zu kurz gedacht, denn in jedem Expansionsschritt des Algorithmus muss für jeden neuen Knoten noch die kanonische Form gebildet werden. Außerdem kann der zu erweiternde Knoten nicht direkt mit einem Zielknoten verglichen werden, sondern es muss geprüft werden, ob seine Pfannkuchen in aufsteigender Reihenfolge sind. Diese Prüfung nimmt pro Stapel eine Zeit in $\mathcal{O}(h)$ in Anspruch, da jeder Pfannkuchen mit seinem Vorgänger verglichen wird und jeder Stapel nicht mehr als h Pfannkuchen enthält, was zu h Vergleichsoperationen führt. Im schlechtesten Fall wird maximal jeder der Knoten überprüft, das heißt diese Operation nimmt eine Zeit in $\mathcal{O}(h \cdot |V|) = \mathcal{O}(h!)$ in Anspruch. Dieser Term wächst langsamer als $h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1)$, die Zeit bleibt also in $\mathcal{O}(h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1) + h!) = \mathcal{O}(h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1))$. Die Prüfung auf Sortiertheit nimmt keinen zusätzlichen Speicher in Anspruch.

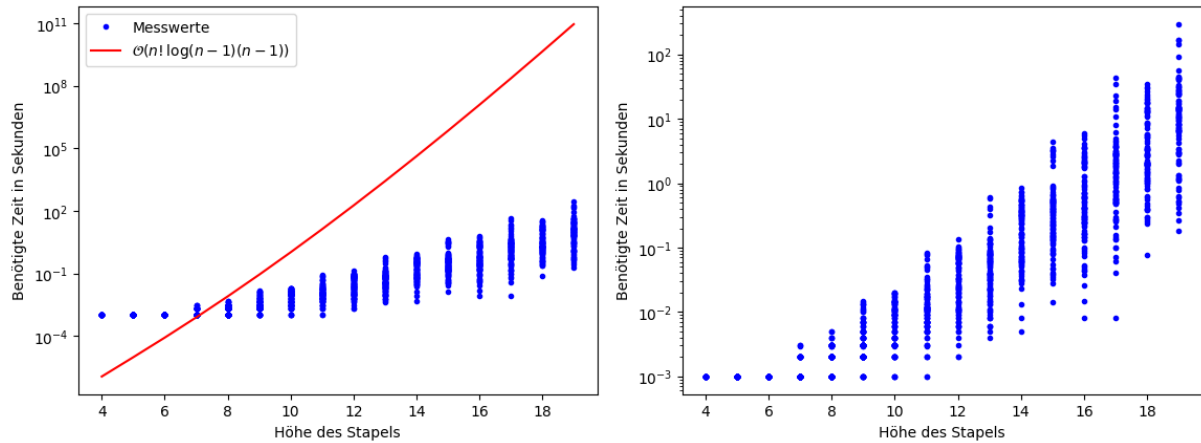
Betrachten wir nun die Zeit, in der die Stapel in kanonische Form gebracht werden. Die benötigte Zeit liegt für einen Stapel liegt in $\mathcal{O}(h)$: Um $\min(S)$ und $\max(S)$ zu finden, muss der Stapel, der nicht mehr als h Pfannkuchen enthält, durchgegangen werden. Dann wird der gleiche Stapel noch einmal durchgegangen, um die Werte im Array V zu ändern, wo wieder nicht mehr als h Iterationen benötigt werden. Dann werden die Elemente des Array V durchgegangen. Dieses hat die Länge $\max(S) - \min(S) + 1$. Diese Länge ist auch niemals größer als h , weil der größte Pfannkuchen die Breite h und der kleinste die Breite 1 hat. Zuletzt wird noch einmal S durchgegangen, um die Abbildung anzuwenden. Diese Operation wird für jeden neu erkundeten Stapel durchgeführt, also für jede Kante. Insgesamt wird dadurch die Zeit $\mathcal{O}(h \cdot |V|) = \mathcal{O}(h \cdot (h-1)!) = \mathcal{O}(h!)$ benötigt, was auch langsamer als der schon ermittelte Term für die Zeit wächst und somit vernachlässigt werden kann. Der zusätzliche Speicherbedarf liegt in $\mathcal{O}(h)$ für das Array V , was auch vernachlässigbar ist. Die Kanonisierung eines Stapels der Höhe h muss mindestens in $\mathcal{O}(n)$ liegen, da das Ergebnis der Länge n ja ausgegeben muss. Da die Höhe der Stapel zu h proportional ist, ist die Zeit $\mathcal{O}(h)$ meines Algorithmus somit optimal.

Zusammenfassend ist die Zeit in $\mathcal{O}(h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1))$ und der Speicherbedarf in $\mathcal{O}(h!)$.

Abbildung 2 zeigt, dass die tatsächliche Zeit zwar exponentiell wächst (lineares Wachstum auf einer logarithmischen Skala), wie man aber in Abbildung 2a sieht, ist die Steigung kleiner als die theoretische Analyse ergeben hat. Trotzdem scheint die Zeit in $\mathcal{O}(h! \cdot (h-1) \cdot \log(h-1))$ zu liegen, denn ab einem bestimmten Punkt ist die Zeit kleiner als eine Funktion dieser Menge.

2.2 PWUE-Zahl

Um $K(n, a)$ zu ermitteln, werden alle $S \in K(n-1, a-1)$, $w \in W_{n-1}^{-1}$, $v \in W_n$ durchgegangen. $|W_{n-1}^{-1}| = (n+1)^2$, weil wir $(n+1)$ verschiedene Pfannkuchen auf den Stapel legen können (den kleinsten, zweitkleinsten, ..., größten) und dann $(n+1)$ verschiedene Wendeoperationen durchführen können. $|W_n| = n$,



(a) Messwerte zusammen mit Vorhersage

(b) Messwerte allein

Abbildung 2: Die Diagramme zeigen die benötigte Zeit für jeweils 100 zufällige Stapel unterschiedlicher Höhen. Man bemerke die logarithmische Skala der Zeit. Durch die logarithmische Skala wird die Steigung unabhängig vom Koeffizienten der $\mathcal{O}(n!(n-1)\log(n-1))$ -Funktion, dieser verschiebt den Graphen nur.

weil wir nur den ersten Pfannkuchen wenden, die ersten zwei Pfannkuchen wenden, usw. können, bis wir alle n Pfannkuchen wenden.

Da die Summe alle möglichen Permutationen umfassen muss, gilt:

$$\sum_{a=0}^{2\lfloor \frac{n}{3} \rfloor + 1} |K(n, a)| = n!$$

Wenn wir nun für ein n alle $K(n, a)$ berechnen, benötigen wir

$$\begin{aligned} \sum_{a=0}^{2\lfloor \frac{n}{3} \rfloor + 1} |K(n-1, a-1)| \cdot |W_{n-1}^{-1}| \cdot |W_n| &= |W_{n-1}^{-1}| \cdot |W_n| \cdot \sum_{a=0}^{2\lfloor \frac{n}{3} \rfloor + 1} |K(n-1, a-1)| \\ &= (n+1)(n+1)n \cdot \sum_{a=0}^{2\lfloor \frac{n}{3} \rfloor + 1} |K(n-1, a-1)| \\ &= (n+1)(n+1)n \mathcal{O}((n-1)!) \\ &= \mathcal{O}(n^3(n-1)!) \end{aligned}$$

Kombinationen. Da wir n für alle $1 \leq n \leq h-1$ berechnen müssen, um die PWUE-Zahl zu ermitteln, werden insgesamt

$$\sum_{n=1}^{h-1} \mathcal{O}(n^3(n-1)!) = \mathcal{O}(\mathcal{O}((h-1)^3(h-2)!) \cdot (h-1)) = \mathcal{O}(h^3(h-2)!)$$

Kombinationen durchprobiert. Für eine Kombination wird eine Zeit in $\mathcal{O}(h)$ verwendet, da die Kanonisierung wie oben erläutert diese Zeit benötigt, und die Vergleichs- und Wendeoperationen so wie die Hashfunktionen der Hashmap-Datenstrukturen auch lineare Zeit benötigen. Die Zeit liegt also in $\mathcal{O}(h^4(h-2)!)$. Da auch alle Kombinationen gespeichert werden und eine Kombination Länge in $\mathcal{O}(h)$ hat, ist die Speicherkomplexität auch in $\mathcal{O}(h^4(h-2)!)$.

Wie Abbildung 3 zeigt, steigt die theoretische Zeit steiler an als die tatsächliche. Die tatsächliche Zeit hat aber eine stärkere Krümmung, was darauf schließen lässt, dass die Zeit für größere Werte schneller steigt.

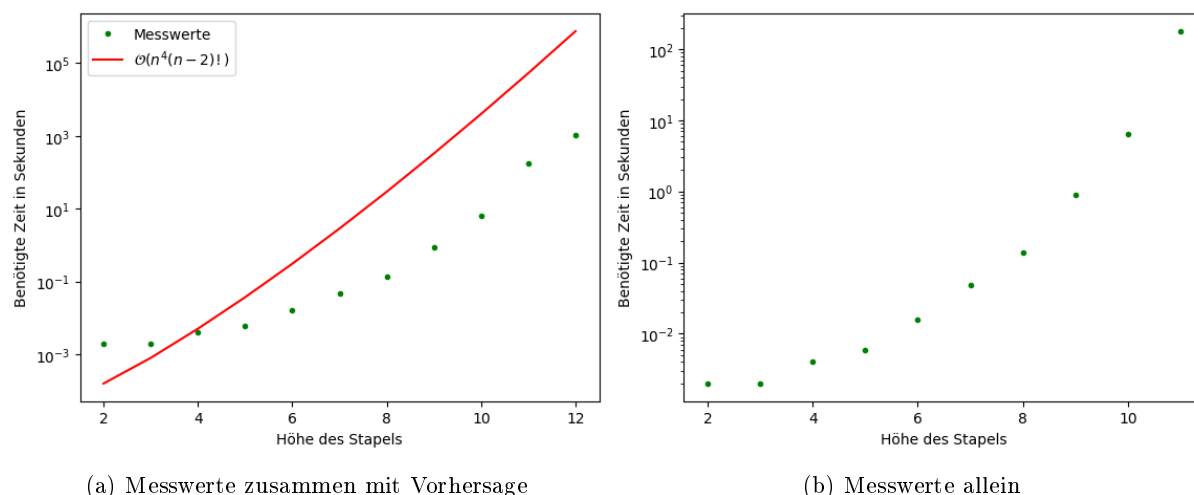


Abbildung 3: Zeiten, um verschiedene PWUE-Zahlen zu berechnen

3 Erweiterung: Beliebige große Eingabezahlen

Ich habe meine Lösung so erweitert, dass auch Stapel sortiert werden können, deren Zahlen nicht bloß eine Permutation von aufeinanderfolgenden Zahlen sind, sondern beliebig große Lücken dazwischen liegen können. Die Pfannkuchen müssen allerdings trotzdem alle paarweise unterschiedlich sein, da sonst die Adjazenzheuristik nicht unbedingt funktioniert. Dafür habe ich einen zweiten Algorithmus zur Kanonisierung entwickelt: Eine Kopie des Stapels wird sortiert und dann wird für jeden Pfannkuchen geschaut, an welcher Stelle er sich befindet. Diese Stelle ist dann die neue Breite. So hat der kleinste Pfannkuchen die erste Stelle und somit die Größe 1, der zweitgrößte Größe 2 und so weiter. Das Sortieren mit geläufigen Algorithmen braucht Zeit in $\mathcal{O}(n \log(n))$. Um für jeden der Pfannkuchen seine Stelle zu finden, kann binäre Suche verwendet werden, um für jeden Pfannkuchen Zeit in $\mathcal{O}(\log(n))$ zu benötigen, insgesamt also nochmal $\mathcal{O}(n \log(n))$. Es kann auch auf triviale Weise in $\mathcal{O}(n^2)$ gesucht werden, wenn wir für jeden Pfannkuchen den sortierten Stapel durchgehen. Da der Rest des Algorithmus sehr viel mehr Zeit braucht, macht die Wahl des Suchalgorithmus hier keinen großen Unterschied.

4 Umsetzung

Zur Lösung der ersten Aufgabe habe ich Python verwendet. Für die zweite Aufgabe habe ich Java verwendet. Die Lösung der ersten Aufgabe verlangt einen Dateipfad zum Pfannkuchenstapel. Diese Datei ist in dem Format, welches die Beispieleingaben auf der BwInf-Webseite haben. Das Programm sucht die Lösung und gibt dann die PWUE-Operationen sowie die Zwischenstände des Stapels aus. Die Notation weicht etwas von der hier verwendeten ab, denn die einzelnen Pfannkuchen werden nicht durch Kommata sondern durch Leerzeichen getrennt und der Stapel ist nicht umklammert. Die zweite Lösung fragt nach der Zahl n , für die die PWUE-Zahl berechnet werden soll. Nach Eingabe dieser wird die PWUE-Zahl berechnet und zusammen mit einem Beispiel für einen solchen Stapel ausgegeben.

5 Beispiele

5.1 Sortieren

Die Beispiele `pancake0.txt` bis `pancake7.txt` sind direkt von den BwInf-Webseiten übernommen. Die Beispiele `pancake2h.txt` bis `pancake12h.txt` sind die in der zweiten Teilaufgabe gefundenen aufwändigsten Pfannkuchenstapel mit Höhe 2-12. Die Beispiele sind im Ordner `beispiele` zu finden.

Eingabe: `pancake0.txt`

Ausgabe:

```
-- schritte --
3 2 4 5 1
Wende erste 5
4 5 4 2 3
```

```
Wende erste 4
6 2 4 5
```

Eingabe: pancake1.txt
Ausgabe:

```
-- schritte --
2 6 3 1 7 4 2 5
Wende erste 7
4 2 4 7 1 3 6
Wende erste 3
6 4 2 1 3 6
Wende erste 4
8 1 2 4 6
```

Eingabe: pancake2.txt
Ausgabe:

```
-- schritte --
2 8 1 7 5 3 6 4 2
Wende erste 6
4 3 5 7 1 8 4 2
Wende erste 6
6 8 1 7 5 3 2
Wende erste 2
8 8 7 5 3 2
Wende erste 5
10 3 5 7 8
```

Eingabe: pancake3.txt
Ausgabe:

```
-- schritte --
2 5 10 1 11 4 8 2 9 7 3 6
Wende erste 5
4 11 1 10 5 8 2 9 7 3 6
Wende erste 2
6 11 10 5 8 2 9 7 3 6
Wende erste 9
8 3 7 9 2 8 5 10 11
Wende erste 5
10 2 9 7 3 5 10 11
Wende erste 3
12 9 2 3 5 10 11
Wende erste 1
14 2 3 5 10 11
```

Eingabe: pancake4.txt
Ausgabe:

```
-- schritte --
2 7 4 11 5 10 6 1 13 12 9 3 8 2
Wende erste 4
4 11 4 7 10 6 1 13 12 9 3 8 2
Wende erste 7
6 1 6 10 7 4 11 12 9 3 8 2
Wende erste 8
8 12 11 4 7 10 6 1 3 8 2
Wende erste 10
10 8 3 1 6 10 7 4 11 12
Wende erste 4
12 1 3 8 10 7 4 11 12
Wende erste 5
14 10 8 3 1 4 11 12
Wende erste 5
16 1 3 8 10 11 12
```

Eingabe: pancake5.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 4 13 10 8 2 3 7 9 14 1 12 6 5 11
   Wende erste 1
4 13 10 8 2 3 7 9 14 1 12 6 5 11
   Wende erste 13
6 5 6 12 1 14 9 7 3 2 8 10 13
   Wende erste 7
8 9 14 1 12 6 5 3 2 8 10 13
   Wende erste 9
10 2 3 5 6 12 1 14 9 10 13
   Wende erste 5
12 6 5 3 2 1 14 9 10 13
   Wende erste 6
14 1 2 3 5 6 9 10 13
```

Eingabe: pancake6.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 14 8 4 12 13 2 1 15 7 11 3 9 5 10 6
   Wende erste 15
4 10 5 9 3 11 7 15 1 2 13 12 4 8 14
   Wende erste 2
6 10 9 3 11 7 15 1 2 13 12 4 8 14
   Wende erste 9
8 2 1 15 7 11 3 9 10 12 4 8 14
   Wende erste 5
10 7 15 1 2 3 9 10 12 4 8 14
   Wende erste 2
12 7 1 2 3 9 10 12 4 8 14
   Wende erste 8
14 12 10 9 3 2 1 7 8 14
   Wende erste 8
16 7 1 2 3 9 10 12 14
   Wende erste 1
18 1 2 3 9 10 12 14
```

Eingabe: pancake7.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 8 5 10 15 3 7 13 6 2 4 12 9 1 14 16 11
   Wende erste 16
4 16 14 1 9 12 4 2 6 13 7 3 15 10 5 8
   Wende erste 15
6 5 10 15 3 7 13 6 2 4 12 9 1 14 16
   Wende erste 3
8 10 5 3 7 13 6 2 4 12 9 1 14 16
   Wende erste 8
10 2 6 13 7 3 5 10 12 9 1 14 16
   Wende erste 4
12 13 6 2 3 5 10 12 9 1 14 16
   Wende erste 9
14 9 12 10 5 3 2 6 13 14 16
   Wende erste 1
16 12 10 5 3 2 6 13 14 16
   Wende erste 6
18 2 3 5 10 12 13 14 16
```

Eingabe: pancake2h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 2 1
   Wende erste 1
```

4 1

Eingabe: pancake3h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --  
2 2 3 1  
Wende erste 1  
4 3 1  
Wende erste 1  
6 1
```

Eingabe: pancake4h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --  
2 1 4 3 2  
Wende erste 3  
4 4 1 2  
Wende erste 1  
6 1 2
```

Eingabe: pancake5h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --  
2 1 4 2 5 3  
Wende erste 2  
4 1 2 5 3  
Wende erste 1  
6 2 5 3  
Wende erste 2  
8 2 3
```

Eingabe: pancake6h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --  
2 1 5 6 3 2 4  
Wende erste 1  
4 5 6 3 2 4  
Wende erste 3  
6 6 5 2 4  
Wende erste 4  
8 2 5 6
```

Eingabe: pancake7h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --  
2 1 6 2 7 3 5 4  
Wende erste 1  
4 6 2 7 3 5 4  
Wende erste 4  
6 7 2 6 5 4  
Wende erste 2  
8 7 6 5 4  
Wende erste 4  
10 5 6 7
```

Eingabe: pancake8h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 4 8 1 6 2 7 5 3
  Wende erste 1
4 8 1 6 2 7 5 3
  Wende erste 4
6 6 1 8 7 5 3
  Wende erste 3
8 1 6 7 5 3
  Wende erste 4
10 7 6 1 3
   Wende erste 4
12 1 6 7
```

Eingabe: pancake9h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 1 8 2 6 9 3 7 5 4
  Wende erste 4
4 2 8 1 9 3 7 5 4
  Wende erste 1
6 8 1 9 3 7 5 4
  Wende erste 4
8 9 1 8 7 5 4
  Wende erste 2
10 9 8 7 5 4
   Wende erste 5
12 5 7 8 9
```

Eingabe: pancake10h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 1 10 2 8 5 7 3 9 6 4
  Wende erste 9
4 9 3 7 5 8 2 10 1 4
  Wende erste 6
6 8 5 7 3 9 10 1 4
  Wende erste 2
8 8 7 3 9 10 1 4
  Wende erste 7
10 1 10 9 3 7 8
   Wende erste 2
12 1 9 3 7 8
   Wende erste 2
14 1 3 7 8
```

Eingabe: pancake11h.txt

Ausgabe:

```
-- schritte --
2 1 10 4 7 5 9 6 11 3 8 2
  Wende erste 2
4 1 4 7 5 9 6 11 3 8 2
  Wende erste 6
6 9 5 7 4 1 11 3 8 2
  Wende erste 7
8 11 1 4 7 5 9 8 2
  Wende erste 8
10 8 9 5 7 4 1 11
   Wende erste 3
12 9 8 7 4 1 11
   Wende erste 5
14 4 7 8 9 11
```

Eingabe: pancake12h.txt

Ausgabe:

```

-- schritte --
2 1 9 2 10 8 4 7 12 6 11 5 3
   Wende erste 5
4 10 2 9 1 4 7 12 6 11 5 3
   Wende erste 10
6 11 6 12 7 4 1 9 2 10 3
   Wende erste 2
8 11 12 7 4 1 9 2 10 3
   Wende erste 7
10 9 1 4 7 12 11 10 3
   Wende erste 8
12 10 11 12 7 4 1 9
   Wende erste 3
14 11 10 7 4 1 9
   Wende erste 6
16 1 4 7 10 11

```

5.2 PWUE-Zahl

```

P(2)=1
2 Beispiel:
  2 1
4
P(3)=2
6 Beispiel:
  2 3 1
8
P(4)=2
10 Beispiel:
  1 4 3 2
12
P(5)=3
14 Beispiel:
  1 4 2 5 3
16
P(6)=3
18 Beispiel:
  1 5 6 3 2 4
20
p(7)=4
22 Beispiel:
  1 6 2 7 3 5 4
24
P(8)=5
26 Beispiel:
  4 8 1 6 2 7 5 3
28
P(9)=5
30 Beispiel:
  1 8 2 6 9 3 7 5 4
32
P(10)=6
34 Beispiel:
  1 10 2 8 5 7 3 9 6 4
36
P(11)=6
38 Beispiel:
  1 10 4 7 5 9 6 11 3 8 2
40
P(12)=7
42 Beispiel:
  1 9 2 10 8 4 7 12 6 11 5 3

```

6 Quellcode

```

1 from queue import PriorityQueue

3 # finds the shortest path from start node to a node that fullfills target_pred. returns the path
def a_star(start_node, target_pred, adj_func, cost_func, heur_func, count_steps=False):
5     if count_steps:
6         steps = 0
7     i = 0
8     queue = PriorityQueue()
9     queue.put((0, heur_func(start_node), i, start_node))
10    prev = {start_node: None}
11    cost = {start_node: 0 + heur_func(start_node)}
12    while not queue.empty():
13        if count_steps:
14            steps += 1
15        _, _, _, node = queue.get()
16        if target_pred(node):
17            if count_steps:
18                return reconstruct_path(node, prev), steps
19            return reconstruct_path(node, prev)
20        for adj_node in adj_func(node):
21            new_cost = cost[node] - heur_func(node) + cost_func(node, adj_node) + heur_func(adj_node)
22            if adj_node not in cost or new_cost < cost[adj_node]:
23                i -= 1
24                cost[adj_node] = new_cost
25                queue.put((new_cost, heur_func(node), i, adj_node))
26                prev[adj_node] = node
27
28    def reconstruct_path(node, prev):
29        path = [node]
30        while prev[node] is not None:
31            node = prev[node]
32            path.append(node)
33    return list(reversed(path))

```

a_star.py

```

import math
2 from queue import PriorityQueue

4 # findet den kuerzesten pfad von start_node zu einem knoten, der target_pred erfuehlt.
def a_star(start_node, target_pred, adj_func, cost_func, heur_func, count_steps=False):
6     if count_steps:
7         steps = 0
8     i = 0
9     queue = PriorityQueue()
10    queue.put((0, heur_func(start_node), i, start_node))
11    prev = {start_node: None}
12    cost = {start_node: 0 + heur_func(start_node)}
13    while not queue.empty():
14        if count_steps:
15            steps += 1
16        _, _, _, node = queue.get()
17        if target_pred(node):
18            if count_steps:
19                return reconstruct_path(node, prev), steps
20            return reconstruct_path(node, prev)
21        for adj_node in adj_func(node):
22            new_cost = cost[node] - heur_func(node) + cost_func(node, adj_node) + heur_func(adj_node)
23            if adj_node not in cost or new_cost < cost[adj_node]:
24                i -= 1
25                cost[adj_node] = new_cost
26                queue.put((new_cost, heur_func(node), i, adj_node))
27                prev[adj_node] = node
28
29    # gibt den pfad von node zum anfang zurueck.
30    def reconstruct_path(node, prev):
31        path = [node]
32        while prev[node] is not None:
33            node = prev[node]
34            path.append(node)
35    return list(reversed(path))

```

38

```

# Pfannkuchentapel umdrehen und Pfannkuchen essen.
40 def flip(arr, k):
    return arr[: k - 1][::-1] + arr[k:]
42

44 # Gibt alle moeglichen naechsten Stapel zurueck.
def next_arrs(arr):
46     for i in range(1, len(arr) + 1):
        yield canonize(flip(arr, i))
48

50 # Zaehlt, wie viele aufeinanderfolgende Pfannkuchen nebeneinander liegen.
def count_adj(arr):
52     adj = 0
    for i in range(1, len(arr)):
54         if arr[i] - arr[i - 1] in (1, -1):
            adj += 1
56     if arr[-1] == max(arr):
        adj += 1
58     return adj

60
62 # Veraendert die Zahlen in der Liste so, dass sie in [0, ..., n-1] liegen,
# wobei die Reihenfolge erhalten bleibt.
# Algorithmus mit O(n), was auch die kleinstmoegliche Zeitkomplexitaet ist,
64 # da ja schon die Ausgabe des Ergebnisses Zeit O(n) braucht
def canonize(arr):
66     a_min = min(arr)
    a_max = max(arr)
68     values = [-1 for _ in range(a_max - a_min + 1)]
    for item in arr:
70         values[item - a_min] = item
    counter = 0
72     for i in range(len(values)):
        if values[i] != -1:
74             values[i] = counter
            counter += 1
76     return tuple(values[x - a_min] for x in arr)

78 # Zweite Implementierung von normalize, die langsamer ist, aber besser mit
# groesseren Zahlen funktioniert.
80 def canonize2(arr):
    return tuple(sorted(arr).index(x) for x in arr)
82

# Naehert die minimale Anzahl von flips()s mit count_adj() an.
84 def heuristic(arr):
    return math.ceil((len(arr) - count_adj(canonize(arr))) / 3)
86

88 # prueft, ob die Liste in der richtigen Reihenfolge ist.
def is_sorted(arr):
90     return all(arr[i] <= arr[i + 1] for i in range(len(arr) - 1))
92

94 # Gibt die Optimale Reihenfolge von flip()s zurueck, um die Liste zu sortieren.
def least_flips(arr, count_steps=False):
    return a_star(canonize(arr), is_sorted, next_arrs, lambda a, b: 1, heuristic, count_steps)
96

98 # Findet die PWUE-Operation von pre zu post.
def find_flip(pre, post):
100     for i in range(1, len(pre) + 1):
        if canonize(flip(pre, i)) == canonize(post):
102             return i
104

def main():
106     # stapel einlesen
    path = input("Pfad: ")
    with open(path) as f:
108         n_pancakes = int(f.readline())
        pancakes = tuple(int(x) for x in f.readlines())
110

```



```

112     # Da nach Erweiterung beliebig grosse Zahlen verwendet werden koennen,
113     # muss die langsamere Version verwendet werden.
114     pancakes = canonize2(pancakes)
115     steps = least_flips(pancakes)
116
117     print("--_schritte_--")
118     pre = None
119     not_normalized = list(map(lambda x: x+1, steps[0]))
120     print("_".join(map(str, not_normalized)))
121     for step in steps:
122         if pre is not None:
123             ix = find_flip(pre, step)
124             print("Wende_erste", ix)
125             not_normalized = flip(not_normalized, ix)
126             print("_".join(map(str, not_normalized)))
127             pre = step
128
129 if __name__ == "__main__":
130     main()

```

least_flips.py

```

1 import java.util.Arrays;
2 import java.util.HashMap;
3 import java.util.HashSet;
4 import java.util.List;
5 import java.util.Map;
6 import java.util.Optional;
7 import java.util.Scanner;
8 import java.util.Set;
9
10 public class Pwue {
11     // Einfache Klasse fuer Paare von Integern, die als Schluessel in Maps verwendet werden koennen
12     static class IntPair implements Comparable<IntPair> {
13         private int num1;
14         private int num2;
15
16         public IntPair(int key, int value) {
17             this.num1 = key;
18             this.num2 = value;
19         }
20
21         public int first() {
22             return num1;
23         }
24
25         public int second() {
26             return num2;
27         }
28
29         @Override
30         public boolean equals(Object o) {
31             if (this == o)
32                 return true;
33             if (o == null || getClass() != o.getClass())
34                 return false;
35             IntPair pair = (IntPair) o;
36             return (num1 == pair.num1 && num2 == pair.num2);
37         }
38
39         @Override
40         public int hashCode() {
41             // Polynom-hash mit horner schema
42             int hash = 17;
43             hash = hash * 31 + num1;
44             hash = hash * 31 + num2;
45             return hash;
46         }
47
48         @Override
49         public String toString() {
50             return "(" + num1 + ", " + num2 + ")";
51         }
52     }
53 }

```

```

53     @Override
    public int compareTo(Pwue.IntPair o) {
55         if (num1 < o.num1) {
            return -1;
57         }
        if (num1 > o.num1) {
59             return 1;
        }
61         if (num2 < o.num2) {
            return -1;
63         }
        if (num2 > o.num2) {
65             return 1;
        }
67         return 0;
    }
69 }

71 // PWUE-Operation, welche die ersten i Elemente eines Stapels wendet und dann den obersten
// Pfannkuchen
73 // entfernt.
static Integer[] flipOp(Integer[] a, int i) {
75     Integer[] b = new Integer[a.length - 1];
    for (int j = 0; j < i - 1; j++) {
77         b[j] = a[i - j - 2];
    }
79     for (int j = i; j < a.length; j++) {
        b[j - 1] = a[j];
81     }
    return canonical(b);
83 }

85 // Umgekehrte PWUE-Operation, die erst den Pfannkuchen der Groesse newSize auf den Stapel legt
// und dann die ersten
87 // pos Elemente wendet. Pfannkuchen, die groesser als newSize sind, werden dabei um 1 erhoeht,
// um zu verhindern, dass
89 // eine Groesse doppelt vorkommt.
static Integer[] revFlipOp(Integer[] a, int pos, int newSize) {
91     Integer[] b = new Integer[a.length + 1];
    b[0] = newSize;
93     for (int i = 0; i < a.length; i++) {
        if (a[i] >= newSize) {
95             b[i + 1] = a[i] + 1;
        } else {
97             b[i + 1] = a[i];
        }
99     }
    for (int i = 0; i < pos / 2; i++) {
101         int tmp = b[i];
        b[i] = b[pos - i - 1];
103         b[pos - i - 1] = tmp;
    }
105     // System.out.println("revFlipOp(" + Arrays.toString(a) + ", " + pos + ", " + newSize + ") =
    // " + Arrays.toString(b));
107     return canonical(b);
109 }

111 // Bringt die Permutation in die kanonische Form, die allerdings bei 0 statt 1 anfaengt.
// Folgt der Konvention, dass Indices bei 0 anfangen, nicht bei 1, der kleinste Pfannkuchen
// ist also der nullte hat also den Index 0.
113 static Integer[] canonical(Integer[] a) {
    Integer min = Integer.MAX_VALUE;
115     Integer max = Integer.MIN_VALUE;
    for (int i = 0; i < a.length; i++) {
117         if (a[i] < min)
            min = a[i];
119         if (a[i] > max)
            max = a[i];
121     }
    Integer[] values = new Integer[max - min + 1];
123
    for (int i = 0; i < values.length; i++)

```

```

125         values[i] = -1;
127         for (int i = 0; i < a.length; i++)
128             values[a[i] - min] = a[i];
129
130         Integer counter = 0;
131
132         for (int i = 0; i < values.length; i++)
133             if (values[i] != -1)
134                 values[i] = counter++;
135
136         Integer[] result = new Integer[a.length];
137         for (int i = 0; i < a.length; i++)
138             result[i] = values[a[i] - min];
139
140         return result;
141     }
142
143     // Menge aller PWUE-Operationen fuer einen Stapel der Hoehe n, dargestellt als
144     // Array der Zahl der zu wendenden Pfannkuchen.
145     static Integer[] allFlipOps(int n) {
146         Integer[] a = new Integer[n];
147         for (int i = 0; i < n; i++) {
148             a[i] = i + 1;
149         }
150         return a;
151     }
152
153     // Menge aller umgekehrten PWUE-Operationen fuer einen Stapel der Hoehe n, dargestellt als
154     // Array von Paaren (pos, newSize), wobei pos die Anzahl der zu wendenden Pfannkuchen und
155     // newSize die Groesse des neuen Pfannkuchens ist.
156     static IntPair[] allRevFlipOps(int n) {
157         IntPair[] a = new IntPair[(n + 1) * (n + 1)];
158         for (int pos = 0; pos <= n; pos++) {
159             for (int newSize = 0; newSize <= n; newSize++) {
160                 a[pos * (n + 1) + newSize] = new IntPair(pos + 1, newSize);
161             }
162         }
163         return a;
164     }
165
166     static Integer[] range(int n) {
167         assert n >= 0;
168         Integer[] a = new Integer[n];
169         for (int i = 0; i < n; i++) {
170             a[i] = i;
171         }
172         return a;
173     }
174
175     // Hier werden die Zwischenergebnisse der dynamischen Programmierung gespeichert.
176     static Map<IntPair, Set<List<Integer>>> memo = new HashMap<>();
177     static Map<List<Integer>, IntPair> backref = new HashMap<>();
178
179     // Speichert fuer Stapel die Werte (n, a) aus K(n, a). backref ist eine Inverse von memo.
180     static void memoBackref(Set<List<Integer>> s, IntPair p) {
181         for (List<Integer> l : s) {
182             backref.put(l, p);
183         }
184     }
185
186     static Set<List<Integer>> k(int n, int a) {
187         // Dynamische Programmierung: ggf. schon vorhandenes Ergebnis zurueckgeben
188         IntPair key = new IntPair(n, a);
189         if (memo.containsKey(key)) {
190             return memo.get(key);
191         }
192         if (a == 0) {
193             Set<List<Integer>> result = new HashSet<>();
194             result.add(Arrays.asList(range(n)));
195             memo.put(key, result);
196             memoBackref(result, key);
197         }

```

```

        return result;
199     }
    if (n == 1 && a != 0) {
201         Set<List<Integer>> result = new HashSet<>();
        memo.put(key, result);
203         memoBackref(result, key);
        return result;
205     }
    HashSet<List<Integer>> result = new HashSet<>();
207     for (IntPair rFlip : allRevFlipOps(n - 1)) {

209         for (List<Integer> seqL : k(n - 1, a - 1)) {
            Integer[] seq = seqL.toArray(new Integer[0]);
211             Integer[] rFlipped = revFlipOp(seq, rFlip.first(), rFlip.second());
            if (!(a > 1 || !Arrays.equals(rFlipped, range(n)))) {
213                 continue;
            }
215             boolean forall = true;
            for (Integer flip : allFlipOps(n)) {
217                 if (backref.containsKey(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
                    IntPair p = backref.get(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)));
219                     if (p.second() < a - 1) {
                        forall = false;
221                         break;
                    } else {
223                         continue;
                    }
                }
225                 boolean exists = false;
                for (int b = a - 1; b < 2 * Math.floor(n / 3) + 2; b++) {
227                     if (k(n - 1, b).contains(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
                        exists = true;
229                         break;
                    }
231                 }
                forall = forall && exists;
233                 if (!forall) {
                    break;
235                 }
            }
237             if (forall) {
                result.add(Arrays.asList(rFlipped));
239             }
        }
241     }
    memo.put(key, result);
243     memoBackref(result, key);
    return result;
245 }

247 // Gibt nur ein Element aus k(n, a) zurueck, falls es eins gibt
249 static Optional<Integer[]> kHasSolution(int n, int a) {
    if (a == 0) {
251         return Optional.of(range(n));
    }
253     if (n == 1 && a != 0) {
        return Optional.empty();
255     }
    for (IntPair rFlip : allRevFlipOps(n - 1)) {
257         for (List<Integer> seqL : k(n - 1, a - 1)) {
            Integer[] seq = seqL.toArray(new Integer[0]);
259             Integer[] rFlipped = revFlipOp(seq, rFlip.first(), rFlip.second());
            if (!(a > 1 || !Arrays.equals(rFlipped, range(n))))
261                 continue;

263         // forall steht fuer den Allquantor ueber alle moeglichen flip-Operationen
        boolean forall = true;
265         for (Integer flip : allFlipOps(n)) {
            // Pruefen, ob der Stapel schon bekannt ist. Verhindert, dass k(n-1,b) fuer a-1
            // <= b <= 2*floor(n/3)+1
            // berechnet werden muss.
267             if (backref.containsKey(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
                IntPair p = backref.get(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)));
269             }
        }
    }
}

```

```

271         if (p.second() < a - 1) {
272             forall = false;
273             break;
274         } else {
275             continue;
276         }
277     }
278     // exists steht fuer den Existenzquantor ueber N zwischen a-1 und 2*floor(n/3)+1
279     boolean exists = false;
280     for (int b = a - 1; b < 2 * Math.floor(n / 3) + 2; b++) {
281         if (k(n - 1, b).contains(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
282             exists = true;
283             break;
284         }
285     }
286     forall = forall && exists;
287     if (!forall)
288         break;
289 }
290 if (forall)
291     return Optional.of(rFlipped);
292 }
293 return Optional.empty();
294 }
295 }

297 public static void main(String[] args) {
298     Scanner scanner = new Scanner(System.in);
299     System.out.print("n: ");
300     int n = scanner.nextInt();
301     scanner.close();
302     long startTime = System.currentTimeMillis();
303     for (int a = (int) Math.floor(n / 3) * 2 + 1; a > 0; a--) {
304         Optional<Integer[]> result = kHasSolution(n, a);
305         if (result.isPresent()) {
306             System.out.println("max: " + a);
307             for (int i = 0; i < result.get().length; i++) {
308                 System.out.print((result.get()[i] + 1) + " ");
309             }
310             System.out.println();
311             System.out.println("time: " + (System.currentTimeMillis() - startTime) + "ms");
312             break;
313         }
314     }
315 }
316 }
317 }

```

Pwue.java

Literatur

- [Dij59] E. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1(1):269–271, 1959.
- [GP79] William H Gates and Christos H Papadimitriou. Bounds for sorting by prefix reversal. *Discrete mathematics*, 27(1):47–57, 1979.
- [HNR68] Peter E. Hart, Nils J. Nilsson, and Bertram Raphael. A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths. *IEEE Transactions on Systems Science and Cybernetics*, 4(2):100–107, 1968.
- [SW11] Robert Sedgewick and Kevin Daniel Wayne. *Algorithms*. Addison-Wesley, 2011.