

Aufgabe 1: L^AT_EX-Dokument

Teilnahme-ID: ?????

Bearbeiter/-in dieser Aufgabe:
Vor- und Nachname

16. 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	8
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.

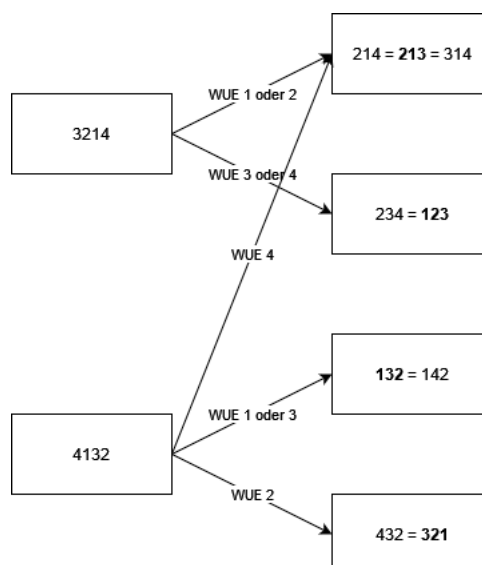


Abbildung 1: Ausschnitt aus dem Graph der Pfannkuchentapel. Die Kanten sind beschriftet mit der zugehörigen Operation. Die kanonische Form des Stapels ist in fetten Buchstaben geschrieben.

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 [Dijkstra, 1959] 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 [Hart et al., 1968] 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 [Gates and Papadimitriou, 1979]. 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 aufgegebene 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 $\mathcal{O}(V)$ [Sedgewick and Wayne, 2011, 654]. Wenn wir einen Ausgangsstapel der Höhe h haben, sind die Knoten des zu untersuchenden Graphs $V = \dot{\bigcup}_{n=1}^{h-1} P_n$. Da es $n!$ Permutationen

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.

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

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

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.

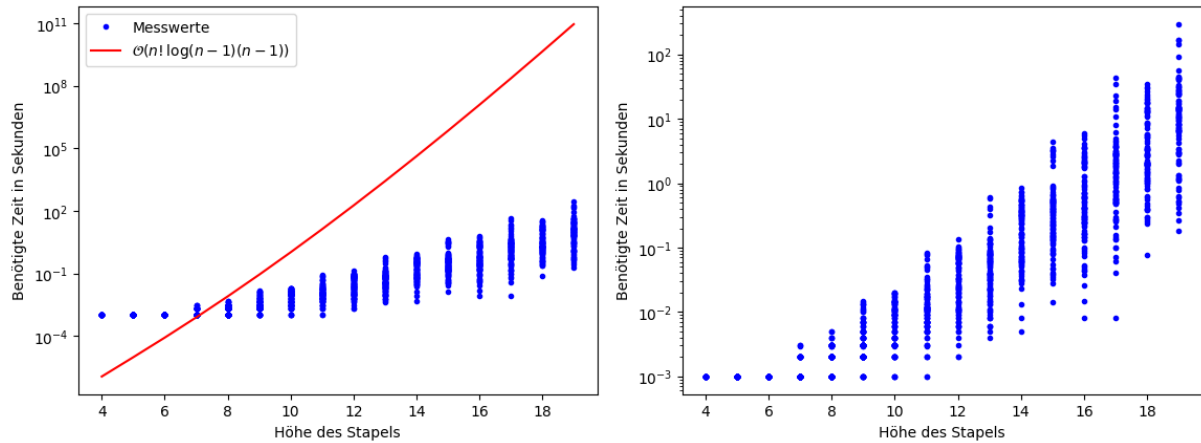
Betrachten wir nun die Zeit, in der die Stapel in kanonische Form gebracht werden. Die benötigte Zeit liegt für einen Stapel liegt in $\mathcal{O}(h)$: Um $\min(S)$ und $\max(S)$ zu finden, muss der Stapel, der nicht mehr als h Pfannkuchen enthält, durchgegangen werden. Dann wird der gleiche Stapel noch 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

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

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

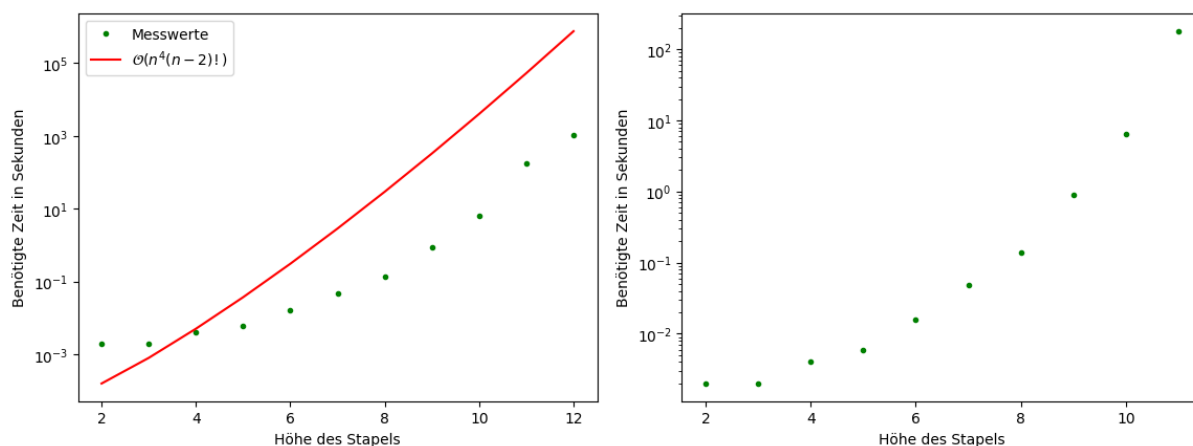
$$\sum_{n=1}^{h-1} \mathcal{O}(n^3(n-1)!) = \mathcal{O}(\mathcal{O}((h-1)^3(h-2)!) \cdot (h-1)) = \mathcal{O}(h^3(h-2)!)$$

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.

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



(a) Messwerte zusammen mit Vorhersage

(b) Messwerte allein

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

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 --
2 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:
        steps = 0
7     i = 0
        queue = PriorityQueue()
9     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 def reconstruct_path(node, prev):
30     path = [node]
31     while prev[node] is not None:
32         node = prev[node]
33         path.append(node)
34     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.
5 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))
36
37
38 # Pfannkuchenstapel umdrehen und Pfannkuchen essen.
39 def flip(arr, k):
40     return arr[: k - 1][::-1] + arr[k:]
41
42
43 # Gibt alle moeglichen naechsten Stapel zurueck.
44 def next_arrs(arr):
45     for i in range(1, len(arr) + 1):
46         yield canonize(flip(arr, i))

```

48

```

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

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

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

82
83 # Naehert die minimale Anzahl von flips()s mit count_adj() an.
84 def heuristic(arr):
85     return math.ceil((len(arr) - count_adj(canonize(arr))) / 3)

86
87
88 # prueft, ob die Liste in der richtigen Reihenfolge ist.
89 def is_sorted(arr):
90     return all(arr[i] <= arr[i + 1] for i in range(len(arr) - 1))

92
93 # Gibt die Optimale Reihenfolge von flip()s zurueck, um die Liste zu sortieren.
94 def least_flips(arr, count_steps=False):
95     return a_star(canonize(arr), is_sorted, next_arrs, lambda a, b: 1, heuristic, count_steps)

96
97
98 # Findet die PWUE-Operation von pre zu post.
99 def find_flip(pre, post):
100     for i in range(1, len(pre) + 1):
101         if canonize(flip(pre, i)) == canonize(post):
102             return i

104
105 def main():
106     # stapel einlesen
107     path = input("Pfad: ")
108     with open(path) as f:
109         n_pancakes = int(f.readline())
110         pancakes = tuple(int(x) for x in f.readlines())

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     print("-- schritte --")
117     pre = None
118     not_normalized = list(map(lambda x: x+1, steps[0]))
119     print("\n".join(map(str, not_normalized)))

```



```

    for step in steps:
122         if pre is not None:
            ix = find_flip(pre, step)
124             print("Wende_erste", ix)
            not_normalized = flip(not_normalized, ix)
126             print("_".join(map(str, not_normalized)))
            pre = step
128
130 if __name__ == "__main__":
    main()

```

least_flips.py

```

1 import java.util.Arrays;
import java.util.HashMap;
3 import java.util.HashSet;
import java.util.List;
5 import java.util.Map;
import java.util.Optional;
7 import java.util.Scanner;
import java.util.Set;
9
public class Pwue {
11     // Einfache Klasse fuer Paare von Integern, die als Schluessel in Maps verwendet werden koennen
    static class IntPair implements Comparable<IntPair> {
13         private int num1;
        private int num2;
15
        public IntPair(int key, int value) {
17             this.num1 = key;
            this.num2 = value;
19         }

        public int first() {
21             return num1;
        }
23
        public int second() {
25             return num2;
        }
27
        @Override
        public boolean equals(Object o) {
31             if (this == o)
                return true;
            if (o == null || getClass() != o.getClass())
                return false;
33             IntPair pair = (IntPair) o;
            return (num1 == pair.num1 && num2 == pair.num2);
35         }
37
        @Override
        public int hashCode() {
41             // Polynom-hash mit horner schema
            int hash = 17;
43             hash = hash * 31 + num1;
            hash = hash * 31 + num2;
45             return hash;
        }
47
        @Override
        public String toString() {
49             return "(" + num1 + ", " + num2 + ")";
        }
51
        @Override
        public int compareTo(Pwue.IntPair o) {
53             if (num1 < o.num1) {
                return -1;
55             }
            if (num1 > o.num1) {
                return 1;
57             }
            return 0;
59         }
    }
}

```

```

61         if (num2 < o.num2) {
62             return -1;
63         }
64         if (num2 > o.num2) {
65             return 1;
66         }
67         return 0;
68     }
69 }

71 // PWUE-Operation, welche die ersten i Elemente eines Stapels wendet und dann den obersten
72 // Pfannkuchen
73 // entfernt.
74 static Integer[] flipOp(Integer[] a, int i) {
75     Integer[] b = new Integer[a.length - 1];
76     for (int j = 0; j < i - 1; j++) {
77         b[j] = a[i - j - 2];
78     }
79     for (int j = i; j < a.length; j++) {
80         b[j - 1] = a[j];
81     }
82     return canonical(b);
83 }

84 // Umgekehrte PWUE-Operation, die erst den Pfannkuchen der Groesse newSize auf den Stapel legt
85 // und dann die ersten
86 // pos Elemente wendet. Pfannkuchen, die groesser als newSize sind, werden dabei um 1 erhoeht,
87 // um zu verhindern, dass
88 // eine Groesse doppelt vorkommt.
89 static Integer[] revFlipOp(Integer[] a, int pos, int newSize) {
90     Integer[] b = new Integer[a.length + 1];
91     b[0] = newSize;
92     for (int i = 0; i < a.length; i++) {
93         if (a[i] >= newSize) {
94             b[i + 1] = a[i] + 1;
95         } else {
96             b[i + 1] = a[i];
97         }
98     }
99     for (int i = 0; i < pos / 2; i++) {
100         int tmp = b[i];
101         b[i] = b[pos - i - 1];
102         b[pos - i - 1] = tmp;
103     }
104     // System.out.println("revFlipOp(" + Arrays.toString(a) + ", " + pos + ", " + newSize + ") =
105     // " + Arrays.toString(b));
106     return canonical(b);
107 }

108 }

109 // Bringt die Permutation in die kanonische Form, die allerdings bei 0 statt 1 anfaengt.
110 // Folgt der Konvention, dass Indices bei 0 anfangen, nicht bei 1, der kleinste Pfannkuchen
111 // ist also der nullte hat also den Index 0.
112 static Integer[] canonical(Integer[] a) {
113     Integer min = Integer.MAX_VALUE;
114     Integer max = Integer.MIN_VALUE;
115     for (int i = 0; i < a.length; i++) {
116         if (a[i] < min)
117             min = a[i];
118         if (a[i] > max)
119             max = a[i];
120     }
121     Integer[] values = new Integer[max - min + 1];
122
123     for (int i = 0; i < values.length; i++)
124         values[i] = -1;
125
126     for (int i = 0; i < a.length; i++)
127         values[a[i] - min] = a[i];
128
129     Integer counter = 0;
130
131     for (int i = 0; i < values.length; i++)
132         if (values[i] != -1)

```

```

        values[i] = counter++;
135
        Integer[] result = new Integer[a.length];
137        for (int i = 0; i < a.length; i++)
            result[i] = values[a[i] - min];
139
        return result;
141
    }
143
    // Menge aller PWUE-Operationen fuer einen Stapel der Hoehe n, dargestellt als
    // Array der Zahl der zu wendenden Pfannkuchen.
145    static Integer[] allFlipOps(int n) {
        Integer[] a = new Integer[n];
147        for (int i = 0; i < n; i++) {
149            a[i] = i + 1;
        }
151        return a;
    }
153
    // Menge aller umgekehrten PWUE-Operationen fuer einen Stapel der Hoehe n, dargestellt als
    // Array von Paaren (pos, newSize), wobei pos die Anzahl der zu wendenden Pfannkuchen und
    // newSize die Groesse des neuen Pfannkuchens ist.
157    static IntPair[] allRevFlipOps(int n) {
        IntPair[] a = new IntPair[(n + 1) * (n + 1)];
159        for (int pos = 0; pos <= n; pos++) {
            for (int newSize = 0; newSize <= n; newSize++) {
161                a[pos * (n + 1) + newSize] = new IntPair(pos + 1, newSize);
            }
163        }
        return a;
165    }

167    static Integer[] range(int n) {
        assert n >= 0;
169        Integer[] a = new Integer[n];
        for (int i = 0; i < n; i++) {
171            a[i] = i;
        }
173        return a;
    }
175

    // Hier werden die Zwischenergebnisse der dynamischen Programmierung gespeichert.
177    static Map<IntPair, Set<List<Integer>>> memo = new HashMap<>();
    static Map<List<Integer>, IntPair> backref = new HashMap<>();
179

    // Speichert fuer Stapel die Werte (n, a) aus K(n, a). backref ist eine Inverse von memo.
181    static void memoBackref(Set<List<Integer>> s, IntPair p) {
        for (List<Integer> l : s) {
183            backref.put(l, p);
        }
185    }

187    static Set<List<Integer>> k(int n, int a) {
        // Dynamische Programmierung: ggf. schon vorhandenes Ergebnis zurueckgeben
189        IntPair key = new IntPair(n, a);
        if (memo.containsKey(key)) {
191            return memo.get(key);
        }
193        if (a == 0) {
            Set<List<Integer>> result = new HashSet<>();
195            result.add(Arrays.asList(range(n)));
            memo.put(key, result);
            memoBackref(result, key);
197            return result;
        }
199        if (n == 1 && a != 0) {
            Set<List<Integer>> result = new HashSet<>();
201            memo.put(key, result);
            memoBackref(result, key);
203            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)) {
210             Integer[] seq = seqL.toArray(new Integer[0]);
211             Integer[] rFlipped = revFlipOp(seq, rFlip.first(), rFlip.second());
212             if (!(a > 1 || !Arrays.equals(rFlipped, range(n)))) {
213                 continue;
214             }
215             boolean forall = true;
216             for (Integer flip : allFlipOps(n)) {
217                 if (backref.containsKey(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
218                     IntPair p = backref.get(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)));
219                     if (p.second() < a - 1) {
220                         forall = false;
221                         break;
222                     } else {
223                         continue;
224                     }
225                 }
226                 boolean exists = false;
227                 for (int b = a - 1; b < 2 * Math.floor(n / 3) + 2; b++) {
228                     if (k(n - 1, b).contains(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
229                         exists = true;
230                         break;
231                     }
232                 }
233                 forall = forall && exists;
234                 if (!forall) {
235                     break;
236                 }
237             }
238             if (forall) {
239                 result.add(Arrays.asList(rFlipped));
240             }
241         }
242     }
243     memo.put(key, result);
244     memoBackref(result, key);
245     return result;
246 }
247
248 // Gibt nur ein Element aus k(n, a) zurueck, falls es eins gibt
249 static Optional<Integer[]> kHasSolution(int n, int a) {
250     if (a == 0) {
251         return Optional.of(range(n));
252     }
253     if (n == 1 && a != 0) {
254         return Optional.empty();
255     }
256     for (IntPair rFlip : allRevFlipOps(n - 1)) {
257         for (List<Integer> seqL : k(n - 1, a - 1)) {
258             Integer[] seq = seqL.toArray(new Integer[0]);
259             Integer[] rFlipped = revFlipOp(seq, rFlip.first(), rFlip.second());
260             if (!(a > 1 || !Arrays.equals(rFlipped, range(n))))
261                 continue;
262
263             // forall steht fuer den Allquantor ueber alle moeglichen flip-Operationen
264             boolean forall = true;
265             for (Integer flip : allFlipOps(n)) {
266                 // Pruefen, ob der Stapel schon bekannt ist. Verhindert, dass k(n-1,b) fuer a-1
267                 // <= b <= 2*floor(n/3)+1
268                 // berechnet werden muss.
269                 if (backref.containsKey(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
270                     IntPair p = backref.get(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)));
271                     if (p.second() < a - 1) {
272                         forall = false;
273                         break;
274                     } else {
275                         continue;
276                     }
277                 }
278             }
279             // exists steht fuer den Existenzquantor ueber N zwischen a-1 und 2*floor(n/3)+1
280             boolean exists = false;

```

```

281         for (int b = a - 1; b < 2 * Math.floor(n / 3) + 2; b++) {
282             if (k(n - 1, b).contains(Arrays.asList(flipOp(rFlipped, flip)))) {
283                 exists = true;
284                 break;
285             }
286         }
287         forall = forall && exists;
288         if (!forall)
289             break;
290     }
291     if (forall)
292         return Optional.of(rFlipped);
293 }
294 return Optional.empty();
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

- [Dijkstra, 1959] Dijkstra, E. W. (1959). A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1(1):269–271.
- [Gates and Papadimitriou, 1979] Gates, W. H. and Papadimitriou, C. H. (1979). Bounds for sorting by prefix reversal. *Discrete mathematics*, 27(1):47–57.
- [Hart et al., 1968] Hart, P. E., Nilsson, N. J., and Raphael, B. (1968). A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths. *IEEE Transactions on Systems Science and Cybernetics*, 4(2):100–107.
- [Sedgewick and Wayne, 2011] Sedgewick, R. and Wayne, K. D. (2011). *Algorithms*. Addison-Wesley.