

Słonie

W Bajtockim Zoo ma się za chwilę odbyć parada, w której uczestniczyć będą wszystkie znajdujące się w nim słonie. Pracownicy zoo zachęcili już zwierzęta do ustawienia się w jednym rzędzie, gdyż zgodnie z zarządzeniem dyrektora zoo taka powinna być początkowa figura parady.

Niestety, na miejsce przybył sam dyrektor i zupełnie nie spodobała mu się wybrana przez pracowników kolejność słoni. Dyrektor zaproponował kolejność, w której według niego zwierzęta będą się najlepiej prezentować, i wydał pracownikom polecenie poprzedstawiania słoni zgodnie z tą propozycją.

Aby uniknąć nadmiernego chaosu tuż przed paradą, pracownicy postanowili przedstawiać słonie, zamieniając miejscami kolejno pewne pary słoni. Przedstawiane zwierzęta nie muszą sąsiadować ze sobą w rzędzie. Wysiłek potrzebny do naklonienia słonia do ruszenia się z miejsca jest wprost proporcjonalny do jego masy, a zatem wysiłek związany z zamianą miejscami dwóch słoni o masach m_1 oraz m_2 można oszacować przez $m_1 + m_2$. Jakim minimalnym wysiłkiem pracownicy mogą poprzedstawiać słonie tak, aby usatysfakcjonować dyrektora?

Napisz program, który:

- wczyta ze standardowego wejścia masy wszystkich słoni z zoo oraz aktualną i docelową kolejność słoni w rzędzie,
- wyznaczy taki sposób poprzedstawiania słoni, który prowadzi od kolejności początkowej do docelowej i minimalizuje sumę wysiłków związanych ze wszystkimi wykonanymi zamianami pozycji słoni,
- wypisze sumę wartości tych wysiłków na standardowe wyjście.

Wejście

Pierwszy wiersz wejścia zawiera jedną liczbę całkowitą n ($2 \leq n \leq 1\,000\,000$), oznaczającą liczbę słoni w Bajtockim Zoo. Dla uproszczenia zakładamy, że słonie są ponumerowane od 1 do n . Drugi wiersz zawiera n liczb całkowitych m_i ($100 \leq m_i \leq 6\,500$ dla $1 \leq i \leq n$), pooddzielanych pojedynczymi odstępami i oznaczających masy poszczególnych słoni (wyrażone w kilogramach).

Trzeci wiersz wejścia zawiera n różnych liczb całkowitych a_i ($1 \leq a_i \leq n$), pooddzielanych pojedynczymi odstępami i oznaczających numery kolejnych słoni w aktualnym ustawieniu. Czwarty wiersz zawiera n różnych liczb całkowitych b_i ($1 \leq b_i \leq n$), pooddzielanych pojedynczymi odstępami i oznaczających numery kolejnych słoni w ustawieniu proponowanym przez dyrektora zoo. Możesz założyć, że ustawienia reprezentowane przez ciągi (a_i) oraz (b_i) są różne.

Wyjście

Pierwszy i jedyny wiersz wyjścia powinien zawierać jedną liczbę całkowitą, oznaczającą minimalny łączny wysiłek związany z poprzestawianiem słoni, w wyniku którego z ustawienia reprezentowanego przez (a_i) uzyskuje się ustawienie (b_i) .

Przykład

Dla danych wejściowych:

6

2400 2000 1200 2400 1600 4000

1 4 5 3 6 2

5 3 2 4 6 1

poprawnym wynikiem jest:

11200

Jeden z najlepszych sposobów poprzestawiania słoni uzyskujemy, zamieniając miejscami kolejno pary słoni:

- 2 i 5 — wysiłek związany z zamianą to $2\,000 + 1\,600 = 3\,600$, a uzyskane ustawienie to 1 4 2 3 6 5,
- 3 i 4 — wysiłek to $1\,200 + 2\,400 = 3\,600$, a uzyskane ustawienie to 1 3 2 4 6 5,
- 1 i 5 — wysiłek to $2\,400 + 1\,600 = 4\,000$, a uzyskane ustawienie to 5 3 2 4 6 1, czyli ustawienie docelowe.

Rozwiązanie

Wstęp

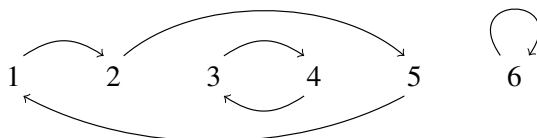
Aby łatwiej wyobrazić sobie zadanie, jakie przed pracownikami zoo postawił dyrektor, spróbujemy przedstawić je graficznie. W tym celu zdefiniujemy funkcję $p: \{1, 2, \dots, n\} \rightarrow \{1, 2, \dots, n\}$ w następujący sposób:

$$p(b_1) = a_1, \quad p(b_2) = a_2, \quad \dots, \quad p(b_n) = a_n.$$

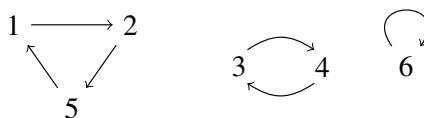
Zauważmy, że wówczas $p(x) = y$ będzie oznaczało, że słoń o numerze x powinien znaleźć się w końcowym ustawieniu w miejscu, które jest aktualnie zajmowane przez słonia o numerze y . Wszystkie liczby b_i są różne, zatem p jest poprawnie zdefiniowaną funkcją, a ponieważ wszystkie liczby a_i są różne, p jest permutacją zbioru $\{1, 2, \dots, n\}$. Sytuację z zadania możemy zatem przedstawić w postaci grafu skierowanego, w którym wierzchołkami są numery $1, 2, \dots, n$ słoni, krawędziami natomiast wartości funkcji p (patrz rys. 1).

Dalej, jak każdą permutację, funkcję p można rozłożyć na tak zwane *cykle proste* C_1, C_2, \dots, C_c . W tym celu należy wystartować z dowolnego wierzchołka grafu i podążać po krawędziach, aż dojdzie się z powrotem do tego wierzchołka (dlaczego zawsze trafia

się w końcu w wierzchołek początkowy trasy?), po czym usunąć znaleziony cykl z grafu i kontynuować proces aż do wyczerpania wszystkich wierzchołków — patrz rys. 2.

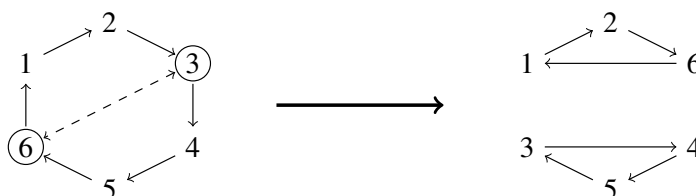


Rys. 1: Graf wyznaczony przez funkcję p dla przykładu z treści zadania. Wierzchołki grafu reprezentują numery słoni, natomiast strzałka z x do y obrazuje relację „słoń x powinien zająć miejsce słonia y ”.



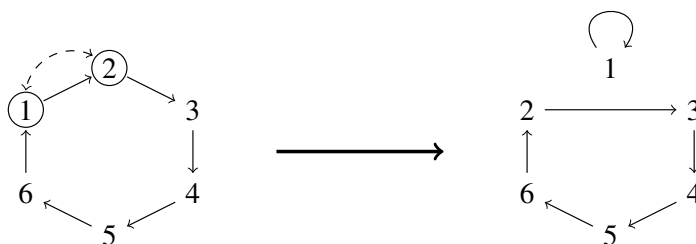
Rys. 2: Rozkład grafu z rys. 1 na cykle proste: trójelementowy, dwuelementowy i jednoelementowy.

Zastanówmy się teraz, jak na tle opisanego rozkładu na cykle proste wygląda operacja zamiany miejscami słoni o numerach e oraz f . Koszt takiej zamiany to $m_e + m_f$. Jeżeli słonie e oraz f znajdują się w tym samym cyklu, to następuje wówczas podział tego cyklu na dwa rozłączne, z których jeden zawiera jednego z tych słoni, a drugi drugiego — patrz rys. 3.



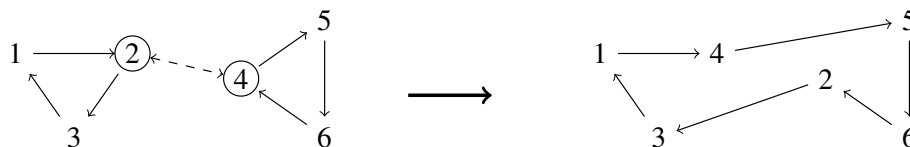
Rys. 3: Zamiana miejscami trzeciego i szóstego słonia w cyklu prowadzi do powstania dwóch cykli trójelementowych.

W szczególności, w wyniku zamiany miejscami dwóch słoni, które sąsiadują na cyklu, jeden z powstałych cykli jest jednoelementowy, co oznacza dokładnie tyle, że po tej zamianie jeden ze słoni znajduje się na swojej pozycji docelowej (rys. 4).



Rys. 4: Zamiana miejscami pierwszego i drugiego słonia w cyklu powoduje, że pierwszy słoń trafia na właściwą pozycję.

Z kolei jeżeli słonie e oraz f należą do różnych cykli, to zamiana ich miejscami powoduje sklejenie tych cykli w jeden (rys. 5).



Rys. 5: Zamiana miejscami słoni należących do różnych cykli.

Rozwiązanie wzorcowe¹

Przyjmijmy następujące oznaczenia:

- $|C|$ — długość cyklu C , czyli liczba wierzchołków grafu w nim zawartych
- $\text{suma}(C)$ — suma mas słoni należących do cyklu C
- $\text{min}(C)$ — masa najlżejszego słonia na cyklu C
- min — masa najlżejszego słonia w ogóle.

Naszym celem jest sprowadzenie układu cykli reprezentowanego przez permutację p do takiego, który będzie złożony wyłącznie z cykli jednoelementowych. W rozwiązaniu wzorcowym każdy cykl C rozpatrujemy osobno, a wspomniane przekształcenie realizujemy, stosując do C jedną z następujących metod przestawiania słoni.

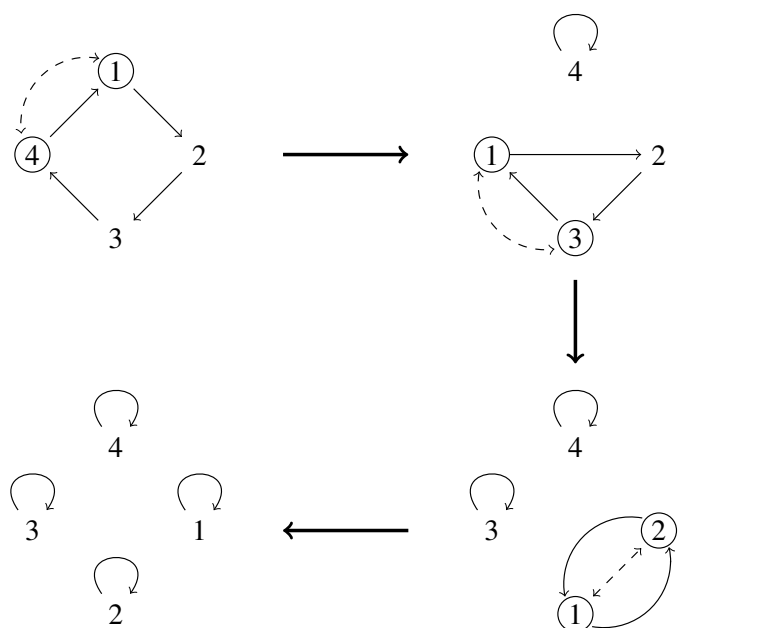
Metoda 1. Porządkujemy cały cykl pojedynczymi zamianami sąsiednich słoni (jak na rys. 4). Za każdym razem zamieniamy najlżejszego słonia z całego cyklu ($\text{min}(C)$) z jego poprzednikiem na cyklu, w wyniku czego poprzednik ten trafia na właściwe miejsce (patrz rys. 6). W ten sposób najlżejszego słonia przemieszczamy łącznie $|C| - 1$ razy, natomiast każdego z pozostałych słoni z cyklu — dokładnie raz. Łączny koszt porządkowania cyklu tą metodą wynosi zatem:

$$\text{metoda}_1(C) = \text{suma}(C) + (|C| - 2) \cdot \text{min}(C). \quad (1)$$

Metoda 2. Tym razem postępujemy bardzo podobnie, jednakże do obsłużenia całego cyklu wykorzystujemy globalnie najlżejszego słonia (min). W tym celu zamieniamy go z najlżejszym słoniem cyklu ($\text{min}(C)$), a następnie za jego pomocą przestawiamy kolejno wszystkie słonie z cyklu C (poza $\text{min}(C)$) jak poprzednio, po czym z powrotem zamieniamy min z $\text{min}(C)$. Na ten ciąg zamian można też spojrzeć jak na sklejenie C z cyklem zawierającym min , po którym następuje ustawienie wszystkich słoni z C na właściwych miejscach za pomocą pojedynczych zamian ze słoniem min . W ten sposób najlżejszy słoń w całym zoo zostaje przemieszczony $|C| + 1$ razy, najlżejszy w cyklu — 2 razy, a każdy z pozostałych słoni tego cyklu — dokładnie raz. Łączny koszt wszystkich przestawień to wówczas:

$$\text{metoda}_2(C) = \text{suma}(C) + \text{min}(C) + (|C| + 1) \cdot \text{min}. \quad (2)$$

¹Duża część opisu rozwiązania wzorcowego została zaczerpnięta z pracy [37].



Rys. 6: Porządkowanie czteroelementowego cyklu za pomocą pierwszej metody. Zakładamy, że najlżejszy słoń ma numer 1.

Okazuje się, że w całym rozwiązaniu wystarczy wziąć pod uwagę jedynie dwie opisane metody i dla każdego cyklu w rozkładzie do uporządkowania użyć korzystniejszej z nich². Ostatecznie otrzymujemy następujący minimalny koszt przestawiania słoni:

$$\sum_{i=1}^c \min(\text{metoda}_1(C_i), \text{metoda}_2(C_i)). \quad (3)$$

Implementacja

Jako podsumowanie słownego opisu rozwiązania wzorcowego umieszczamy poniższy jego pseudokod. Łatwo sprawdzić, że cały algorytm ma złożoność czasową $O(n)$. Konkretnie implementacje tego algorytmu można znaleźć w plikach `slo.cpp`, `slo1.java` oraz `slo2.pas`.

```

1: { Konstrukcja permutacji  $p$ . }
2: for  $i := 1$  to  $n$  do  $p[b_i] := a_i$ ;
3:
4: { Rozkład  $p$  na cykle proste. }
5:  $odw : \text{array}[1..n] := (\text{false}, \text{false}, \dots, \text{false})$ ;
6:  $c := 0$ ;
7: for  $i := 1$  to  $n$  do
8:   if not  $odw[i]$  then begin
9:      $c := c + 1$ ;  $x := i$ ;

```

²Dodajmy tylko, że dla niektórych cykli zachodzi $\min(C) = \min$, i wówczas druga metoda traci sens, jednakże nie trzeba się tym faktem przejmować, gdyż wówczas i tak $\text{metoda}_2(C) > \text{metoda}_1(C)$.

```

10:   while not odw[x] do begin
11:       odw[x] := true;
12:        $C_c := C_c \cup \{x\}$ ;
13:        $x := p[x]$ ;
14:   end
15: end
16:
17: { Wyznaczenie parametrów cykli. }
18:  $min := \infty$ ;
19: for  $i := 1$  to  $c$  do begin
20:      $suma(C_i) := 0$ ;  $min(C_i) := \infty$ ;
21:     forall  $e \in C_i$  do begin
22:          $suma(C_i) := suma(C_i) + m_e$ ;
23:          $min(C_i) := \min(min(C_i), m_e)$ ;
24:     end
25:      $min := \min(min, min(C_i))$ ;
26: end
27:
28: { Obliczenie wyniku. }
29:  $w := 0$ ;
30: for  $i := 1$  to  $c$  do begin
31:      $metoda_1(C_i) := suma(C_i) + (|C_i| - 2) \cdot min(C_i)$ ;
32:      $metoda_2(C_i) := suma(C_i) + min(C_i) + (|C_i| + 1) \cdot min$ ;
33:      $w := w + \min(metoda_1(C_i), metoda_2(C_i))$ ;
34: end
35: return  $w$ ;

```

Uzasadnienie poprawności

Na sam koniec opisu rozwiązania wzorcowego pozostawiliśmy jego dowód poprawności. Jest on, niestety, trochę skomplikowany, jednakże jest to jedyna niezawodna metoda sprawdzenia tego, czy w rozwiązaniu nie zapomnieliśmy o żadnym z przypadków.

Jeżeli C jest cyklem, to przez

$$\text{koszt}(C) = \min(\text{metoda}_1(C), \text{metoda}_2(C))$$

oznaczymy koszt uporządkowania tego cyklu w rozwiązaniu wzorcowym. Niech dalej $OPT(p)$ oznacza najmniejszy możliwy koszt poprzestawiania wszystkich słoni zgodnie z zarządzeniem dyrektora. Aby wykazać poprawność rozwiązania wzorcowego, wystarczy udowodnić, że

$$OPT(p) \geq \sum_{i=1}^c \text{koszt}(C_i). \quad (4)$$

Nierówność (4) udowodnimy przez indukcję względem liczby zamian wykonywanych w rozwiązaniu optymalnym. Przypadek zerowej liczby zamian jest trywialny. Załóżmy

więc, że (4) zachodzi dla wszystkich permutacji, dla których algorytm optymalny wykonuje $k - 1$ zamian, i niech p będzie dowolną permutacją, do której uporządkowania algorytm ten potrzebuje k zamian. Musimy udowodnić, że (4) zachodzi także dla p .

Przyjrzyjmy się pierwszemu krokowi rozwiązania optymalnego „OPT” uruchomionego dla p . Załóżmy, że są w nim zamieniane słonie e oraz f . Permutację po ich zamianie oznaczmy przez p' — uporządkowanie jej przez algorytm optymalny wymaga $k - 1$ zamian, więc wiadomo, że nierówność (4) zachodzi dla p' . W zależności od wzajemnego położenia e oraz f wyróżniamy teraz kilka przypadków.

Przypadek 1: e i f należą do tego samego cyklu w p . Dla ustalenia uwagi niech $e, f \in C_1$. Po zamianie słoni cykl C_1 rozpada się na dwa mniejsze cykle (patrz rys. 3). Oznaczmy te cykle przez A i B oraz niech $e \in A$ i $f \in B$. Wówczas rozkład p' na cykle proste wygląda tak: $\{A, B, C_2, C_3, \dots, C_c\}$, a stąd i z (4) dla p' mamy:

$$OPT(p) = OPT(p') + m_e + m_f \geq \text{koszt}(A) + \text{koszt}(B) + \sum_{i=2}^c \text{koszt}(C_i) + m_e + m_f.$$

Aby pokazać (4) dla p , wystarczy zatem udowodnić, że:

$$\text{koszt}(A) + \text{koszt}(B) + m_e + m_f \geq \text{koszt}(C_1). \quad (5)$$

Dalsze uzasadnienie możemy podzielić na trzy podprzypadki:

Przypadek 1.1: $\text{koszt}(A) = \text{metoda}_1(A)$ i $\text{koszt}(B) = \text{metoda}_1(B)$. Korzystając z faktu, że zbiór słoni zawartych w cyklu C_1 jest sumą zbiorów słoni odpowiadających A oraz B , oraz z tego, że każda z wartości $\min(A)$, $\min(B)$, m_e , m_f jest nie mniejsza niż $\min(C_1)$, mamy:

$$\begin{aligned} \text{metoda}_1(A) + \text{metoda}_1(B) + m_e + m_f &= \\ &= \text{suma}(A) + (|A| - 2) \cdot \min(A) + \text{suma}(B) + (|B| - 2) \cdot \min(B) + m_e + m_f \geq \\ &\geq \text{suma}(C_1) + (|C_1| - 2) \cdot \min(C_1) = \text{metoda}_1(C_1) \geq \text{koszt}(C_1). \end{aligned}$$

Intuicyjnie, pokazaliśmy, że zamiast rozbijać cykl C_1 na cykle A i B (za pomocą zamiany e z f) i każdy z nich porządkować za pomocą pierwszej metody, można równie dobrze od razu uporządkować cały cykl C_1 za pomocą tej metody.

Przypadek 1.2: $\text{koszt}(A) = \text{metoda}_1(A)$ i $\text{koszt}(B) = \text{metoda}_2(B)$ (lub odwrotnie). Podobnie jak poprzednio, w poniższej nierówności liczba składników nie zmienia się, a jedynie zastępujemy cięższe słonie przez $\min(C_1)$ lub \min :

$$\begin{aligned} \text{metoda}_1(A) + \text{metoda}_2(B) + m_e + m_f &= \\ &= \text{suma}(A) + (|A| - 2) \cdot \min(A) + \text{suma}(B) + \min(B) + (|B| + 1) \cdot \min + m_e + m_f \geq \\ &\geq \text{suma}(C_1) + \min(C_1) + (|C_1| + 1) \cdot \min = \text{metoda}_2(C_1) \geq \text{koszt}(C_1). \end{aligned}$$

Tym razem intuicja stojąca za powyższym ciągiem przekształceń jest taka, że zamiast wprowadzać najlżejszego słonia tylko do cyklu B , można go wprowadzić od razu do całego C_1 , co nie przynosi żadnej straty, a może się dodatkowo opłacić przy porządkowaniu fragmentu C_1 odpowiadającego cyklowi A .

Przypadek 1.3: $\text{koszt}(A) = \text{metoda}_2(A)$ i $\text{koszt}(B) = \text{metoda}_2(B)$. I tym razem do wyprowadzenia (5) wykorzystujemy te same spostrzeżenia. W tym przypadku strata wynikła z rozbicia cyklu C_1 jest ewidentna: intuicyjnie, zamiast wprowadzać słonia \min osobno do każdego z cykli A, B , można na samym początku wprowadzić go do całego C_1 :

$$\begin{aligned} \text{metoda}_2(A) + \text{metoda}_2(B) + m_e + m_f &= \\ &= \text{suma}(A) + \min(A) + (|A| + 1) \cdot \min + \text{suma}(B) + \min(B) + (|B| + 1) \cdot \min + m_e + m_f \geq \\ &\geq \text{suma}(C_1) + \min(C_1) + (|C_1| + 1) \cdot \min = \text{metoda}_2(C_1) \geq \text{koszt}(C_1). \end{aligned}$$

Przypadek 2: e i f należą do różnych cykli. Dla ustalenia uwagi niech tym razem $e \in C_1, f \in C_2$. Po zamianie słoni cykle C_1 i C_2 łączą się w jeden cykl A (patrz rys. 5), stąd rozkład p' na cykle to: $\{A, C_3, C_4, \dots, C_c\}$. Stąd i z (4) dla p' otrzymujemy:

$$\text{OPT}(p) = \text{OPT}(p') + m_e + m_f \geq \text{koszt}(A) + \sum_{i=3}^c \text{koszt}(C_i) + m_e + m_f.$$

Aby pokazać (4) dla p , wystarczy udowodnić, że:

$$\text{koszt}(A) + m_e + m_f \geq \text{koszt}(C_1) + \text{koszt}(C_2). \quad (6)$$

Bez straty ogólności założmy, że $\min(C_1) \leq \min(C_2)$, czyli $\min(A) = \min(C_1)$. Tym razem mamy dwa podprzypadki:

Przypadek 2.1: $\text{koszt}(A) = \text{metoda}_1(A)$. Korzystając z tego, że cykl A jest sumą (pod względem zbioru zawartych w nim słoni) cykli C_1 oraz C_2 , a także z założenia $\min(A) = \min(C_1)$ oraz nierówności: $m_f \geq \min(C_2)$ i $m_e, \min(A) \geq \min$, otrzymujemy następujący ciąg przekształceń:

$$\begin{aligned} \text{metoda}_1(A) + m_e + m_f &= \\ &= \text{suma}(A) + (|A| - 2) \cdot \min(A) + m_e + m_f \geq \\ &\geq \text{suma}(C_1) + (|C_1| - 2) \cdot \min(C_1) + \text{suma}(C_2) + \min(C_2) + (|C_2| + 1) \cdot \min = \\ &= \text{metoda}_1(C_1) + \text{metoda}_2(C_2) \geq \text{koszt}(C_1) + \text{koszt}(C_2). \end{aligned}$$

Intuicja tym razem jest taka, że zamiast łączyć cykle C_1 i C_2 i porządkować otrzymany cykl A metodą 1, można sam cykl C_1 uporządkować tą metodą (tu nic nie tracimy, gdyż $\min(A) = \min(C_1)$), natomiast cykl C_2 połączyć nie z C_1 , ale z cyklem zawierającym najlżejszego słonia \min , co odpowiada zastosowaniu do C_2 drugiej metody porządkowania.

Przypadek 2.2: $\text{koszt}(A) = \text{metoda}_2(A)$. Podobnie jak poprzednio, na mocy warunków $\min(A) = \min(C_1)$, $m_f \geq \min(C_2)$ oraz $m_e \geq \min$, mamy:

$$\begin{aligned} \text{metoda}_2(A) + m_e + m_f &= \\ &= \text{suma}(A) + \min(A) + (|A| + 1) \cdot \min + m_e + m_f \geq \\ &\geq \text{suma}(C_1) + \min(C_1) + (|C_1| + 1) \cdot \min + \text{suma}(C_2) + \min(C_2) + (|C_2| + 1) \cdot \min = \\ &= \text{metoda}_2(C_1) + \text{metoda}_2(C_2) \geq \text{koszt}(C_1) + \text{koszt}(C_2). \end{aligned}$$

Intuicyjnie, nie opłaca się ponosić kosztu połączenia cykli C_1 i C_2 , żeby potem uporządkować wynikowy cykl A za pomocą najbliższego słonia min , gdyż na pewno nie gorszym rozwiązaniem jest wprowadzenie słonia min do każdego z cykli C_1 , C_2 z osobna. Innymi słowy, $min + min(A) + m_e + m_f \geq 2 \cdot min + min(C_1) + min(C_2)$.

Inne rozwiązania

Wśród potencjalnych rozwiązań błędnych można wyróżnić przede wszystkim takie, które przy porządkowaniu cykli zapominają o jednej z metod: drugiej (plik `slob1.cpp`, 20% punktów) lub pierwszej (plik `slob2.cpp`, 10% punktów). Przypomnijmy, że takich błędów można uniknąć, jeżeli przeprowadzi się dowód poprawności rozwiązania lub chociażby sprawdzi poprawność swojego rozwiązania na większej grupie losowych testów, porównując jego wyniki z jakimkolwiek rozwiązaniem na pewno poprawnym, chociażby wykładniczym. Innym błędem było wykonywanie wszystkich obliczeń na liczbach całkowitych 32-bitowych — takie rozwiązanie, wskutek błędu przepełnienia typu, zdobywało 60% punktów za to zadanie (implementacja w pliku `slob3.cpp`).

Wśród rozwiązań wolniejszych można wymienić rozwiązanie kwadratowe względem n (plik `slos1.cpp`), będące nieefektywną implementacją rozwiązania wzorcowego i zdobywające 40% punktów, oraz zaimplementowane w pliku `slos2.cpp` i uzyskujące 10% punktów rozwiązanie siłowe, rozważające wszystkie możliwości zamian słoni, poczynając od najtańszych.

Testy

Zadanie było sprawdzane na 10 zestawach danych testowych. Wszystkie testy za wyjątkiem tych z grupy b to testy w jakimś sensie losowe. Większość testów zawiera losową permutację p słoni. Ponieważ zupełnie losowa permutacja zawiera statystycznie stosunkowo mało cykli, to w testach 4 i 10a wygenerowano permutacje o dużych liczbach cykli. Poza tym specjalną postać mają testy 9a oraz te z grupy b — patrz opisy poniżej.

W następującym zestawieniu testów n oznacza liczbę słoni, natomiast pozostałe parametry charakteryzują własności permutacji p : c_1 to liczba cykli jednoelementowych (czyli takich, które nie wymagają żadnych zamian), m_1 to liczba cykli, których optymalne uporządkowanie otrzymuje się za pomocą metody 1, natomiast m_2 to liczba cykli, które należy porządkować metodą 2.

| Nazwa | n | c_1 | m_1 | m_2 | Opis |
|----------------|---------|-------|-------|-------|---|
| <i>slo1.in</i> | 10 | 1 | 1 | 1 | test losowy |
| <i>slo2.in</i> | 100 | 2 | 4 | 1 | test losowy |
| <i>slo3.in</i> | 1 000 | 2 | 8 | 0 | test losowy |
| <i>slo4.in</i> | 10 000 | 24 | 55 | 24 | test losowy o zwiększonej liczbie cykli |
| <i>slo5.in</i> | 100 000 | 2 | 8 | 1 | test losowy |

80 *Słonie*

| Nazwa | n | c ₁ | m ₁ | m ₂ | Opis |
|------------------|-----------|----------------|----------------|----------------|---|
| <i>slo6.in</i> | 920 000 | 1 | 9 | 7 | test losowy |
| <i>slo7.in</i> | 960 000 | 2 | 6 | 11 | test losowy |
| <i>slo8a.in</i> | 980 000 | 0 | 6 | 8 | test losowy |
| <i>slo8b.in</i> | 980 000 | 979 998 | 1 | 0 | potrzeba tylko jednej zamiany |
| <i>slo9a.in</i> | 1 000 000 | 904 788 | 44 788 | 424 | 90% słoni na swoim miejscu |
| <i>slo9b.in</i> | 1 000 000 | 0 | 500 000 | 0 | wszystkie cykle dwuelementowe |
| <i>slo10a.in</i> | 1 000 000 | 307 | 330 | 1212 | test losowy o zwiększonej liczbie cykli |
| <i>slo10b.in</i> | 1 000 000 | 0 | 1 | 0 | jeden długi cykl |