

. ① d'or

ان) درست \checkmark . رساله کاربردیست تاکه الگوریتم W کاربرم ندارد
نهایت را ذخیره و به اینم روش $\max(A[i-1,j-w_i]+v_i)$ حساب v_i بترسی صور
ظرفیت حمل بین شهر

ب) درست ۷. در مسائل کوئنچه در دپ. ترتیب شاید همچنان باشد
که در مر رفعت از حمل تأثیر بر ترتیب صادر یابد. به این ترتیب میتوان
برای حمل معمولی این ترتیب را که در آن مقداری از متن خود در میان را بگذاریم.
حال نمایند این سایر مسائل را از آن پس از مقداری از متن خود میتوانند
نهاده باشند. مثلاً مسائلی که متن این سایر مسائل را میتوانند
در واقع درست دیگر نباشد. مثلاً از این نظر ممکن است در مقداری از متن
در این مطالعه به ترتیب از آنها کجا باشند (↓) مثلاً در مطالعه
همچنان باشند.

رہنمائی

Item \ weight	0	1	r	w	f	d	q
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	10	10	10	10
r	0	0	10	10	10	10	10
w	0	10	10	10	10	10	10
f	0	10	10	10	10	10	10
d	0	10	10	10	10	10	10
q	0	10	10	10	10	10	10

پاسخ و ملحوظ

$$A[i][j] = \begin{cases} A[i-1][j] & \text{if } j < w \\ \max(A[i-1][j], A[i-1][j-w] + v_i) & \text{if } j \geq w \end{cases}$$

فی الحالات التالية v_i هي قيمة ملائمة

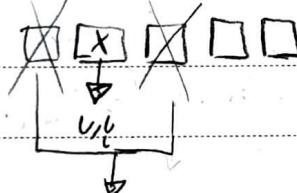
$$A[i][j] = \begin{cases} A[i-1][j] & \text{إذا لم يتحقق الشرط} \\ \max(A[i-1][j], A[i-1][j-w] + v_i) & \text{إذا تحقق الشرط} \end{cases}$$

الآن نصل إلى bottom-up approach، حيث يتم حساب القيمة المطلوبة في كل خط من الخطوط المتبقية.

الخطوة رقم 15، يتم تعيين القيمة المطلوبة في كل خط من الخطوط المتبقية.

مثال ٣

الصيغة العامة لـ dynamic programming هي $\text{DP}[i][j] = \text{max}(\text{DP}[i-1][j], \text{DP}[i-1][j-w] + v_i)$



$$\text{DP}[i][j] = \max(\text{DP}[i-1][j], \text{DP}[i-1][j-w] + v_i) \quad v_i \leq k$$

الخطوة رقم 16، يتحقق الشرط $v_i \leq k$.

بازمدة من dynamic programming، يمكن إيجاد حلول مختلفة.

نام رایبری دارد $\text{DP}[i][j]$

و بازمدة نام رایبری دارد $\text{DP}[i][j]$

منطقی صفتی $= \text{DP}[i][j]$ است.

$$\text{DP}[i][j] = \begin{cases} \text{DP}[i-1][j] & \text{if } v_i > j \\ \max(\text{DP}[i-1][j-v_i] + v_i, \text{DP}[i-1][j]) & \text{otherwise} \end{cases}$$

الخطوة رقم 17، يتحقق الشرط $v_i \leq j$.

PAPCO

Subject: _____

Date _____

کوچکترین مجموعی (Knapsack) که میتوانیم در حجم V باشد: $\text{Dp}[n][V]$

راجع کنید که از تابع $Dp[i][j]$ و لیست L برای خواهشمندی i و حجم j استفاده شود.

توضیح داده شده است: $Dp[n][k]$ میتواند در حالتی که مجموعی k را با خواهشمندی n بگیریم.

	0	1	...	K
0	0	0	0	0
1	0			
⋮	0			
n	0	X	Akn	

برخی از

باید درین دوال آنورسیم ارائه $\underline{\text{نمای}}_{\text{از زمان}}^{\text{از زمان}}$ نمای را معرفه کرد دال

حدار متدهی نیم بیند با خود. حال باز داشتم \underline{n} تا $\underline{n+1}$ میزدارم لذت! حال باید تعداد زیر مجموعه های
از n تا $n+1$ را بیهوده ایم و بقیه هم این n تا $n+1$ را جمع می کنیم تا $n+1$ تا $n+2$ می توانیم
باشد \rightarrow تعداد زیر مجموعه های n است

حال باید زیر مجموعه های مختلف مجموعه \underline{n} را ببرویم نیم.

نه تنها در زمان \underline{n} زام \leftarrow ای \rightarrow ای (تفصیل). ای باز نهاده ایم لذت و
 $A = \{t; [c_0], \dots, +; [c_i - 1]\}$

نوعی مجموعه از عکس هایی که در تاریخ میان t_1 و t_2 میانگین شده اند.

زمان نهضه اون آئران آن ه باید پارچه از آن ه ایالت
مرای زند فرد مجید عجمی با تحریر مانده م معموقی هنر کسر را در این م داشت.

$$\{t_1, t_2\} : \textcircled{1} = m_0 \quad \text{و} \quad \{t_2, t_1\} : \textcircled{2} = m_0$$

جود دار = m_0 (عزم) $k=1$ مجموع زیر.

بررسی ۱: قیمت میدار $[t_1]$ را حساب کردیم (از تعداد چهار درجه، فرض می‌کنیم) و نیز t_2 و t_3 را بدستور زیر نمودیم. ترتیب هستند: $t_1 < t_2 < t_3$. با استفاده از binary search این سه عدد را پیدا نماییم. با استفاده از t_1 و t_3 نیز می‌توانیم t_2 را پیدا نماییم. از قبیل نزدیکی t_2 باشد. بازگشتی t_2 را بخوبی می‌دانیم. از قبیل نزدیکی t_2 باشد. بازگشتی t_2 را بخوبی می‌دانیم.

صدرنباي جاي دستور پر مخصوصه هاکی $k=2$ بسیار کشم و هنر روزنرا اراده می دهم.

نیز بعضی حکم $k=1^m$ می باشد (عفوی) $\Rightarrow [t_1, t_2, t_3]$

$\max_{\text{محل}} \sum_{t=1}^T \text{درجات حرارة}_t$ في $[t_1, t_2]$. راح نرم، هنجز.

$$[[t_2, t_3], t_1] \text{ باعث این بخش را نمایم.} \\ [[t_1, t_2], t_3] , [[t_1, t_3], t_2]$$

I این روزه از راه کوکنیت حساب رکنیم. پس از آن دوستی را می‌خواهیم دارم.

first few, $\log n$, $\log n \cdot m = n \leftarrow$ worst case \rightarrow (II)
 $\log \max(c_i) \leftarrow$ (lo) ti search, $\log i \leq m \rightarrow$ (III)

Time complexity $\Rightarrow T_{\text{I}}, T_{\text{II}}, T_{\text{III}} = O(2^n \cdot n \cdot \log \max(g_i))$

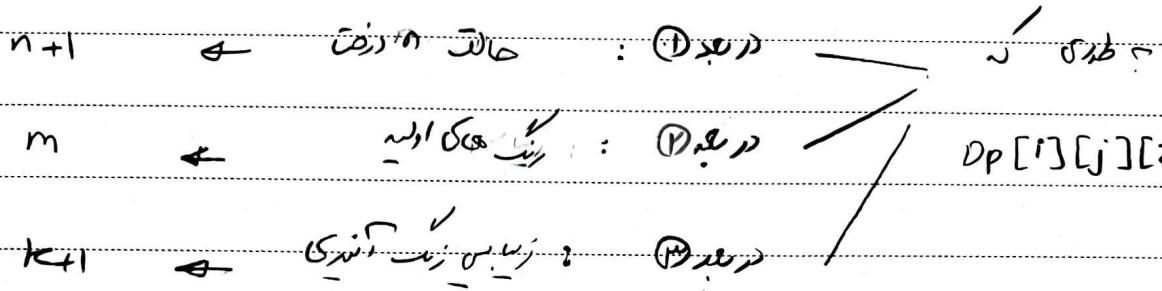
ن درخت داریم . با m نسبت مخفف رئس آندری شده اند.

@علاء

P_{ij} \rightarrow هر چند نسبت آیند رئس نباشد $\frac{P_{ij}}{=}$

و خاصیت زیرشال بتواند رئس شوند $\frac{P_{ij}}{=}$ $k = \min_{i \in [n]} P_{ij}$ شود

آنچه را استخواهی داشتیم dynamic programming -> شکل زیر



حالت رئس \rightarrow $Dp[i][j][0]$ $i \in [n+1]$ $j \in [m]$ $z \in [k+1]$
 \rightarrow $Dp[0][0][z]$ $z \in [k+1]$ $i \in [n+1]$ $j \in [m]$.

ن درخت این رئس آندری \rightarrow $Dp[i][j][z]$ $i \in [n+1]$ $j \in [m]$ $z \in [k+1]$
 صفر نداریم. زیرا i -مین رئس آندری نزدیکی صفر است. «یقه خانه» \rightarrow i -مین

نیز i -مین رئس آندری \rightarrow $i = 1$ $j = 1$ $z = 1$ \rightarrow $Dp[1][1][1]$
 این قدر حل را پیدا کنیم

حال بیشترین حالت رئس آندری \rightarrow $Dp[i][j][z]$ $i \in [n+1]$ $j \in [m]$ $z \in [k+1]$
 $\text{for all } j \in [m] \text{ do}$

$$Dp[i][j][z] = \min \left(Dp[i-1][j][z], \min \left(Dp[i-1][j'][z-1] \right) \right)$$

\downarrow \downarrow
 $j = i$ نسبت $i-1$ باشد $j \neq i$ نسبت $i-1$ باشد

جَزَّا إِمَامَ زَيْدَ نَبِيَّهُ

$$dp[i][j][z] = \min \left(\begin{array}{l} dp[i-1][j][z] + p[i][z] \\ \min_{i-1} [j''][z-1] + p[i][z'] \end{array} \right)$$

$(j'' \in m)$ und m ist \sqrt{U} in ω aus ω ?
 und \sqrt{U} ist $j = j''$?

۱۰۷

لش ترتیب الکترونیکی مول این سال اولیه نمود / و با این حد اقل همانند میان شرکت‌های بزرگ

٤) بعثة خبراء لبيان الترتيب العددي في حفظ المعرفة

و^ن داریم ماتریس این G را به صورت $O(V^2)$ حساب کردیم و با این داشتن G بتوانیم $O(E + V)$ بگذاریم.

اجرا کنیم / در هر دو کجا همینه بین BFS و DFS

با مسیر های پیوسته MST و چندین راه بین این دو بینگاند. BFS copy یعنی دسته ایل copy کنیم و آنرا باز خواهیم داشت.

PAPCO سمن حکم خر ختم دار نیل کو دریار، ایل-نیل

$$\text{prime} \left(\underbrace{(V+E)}_{\in \mathbb{R}^2} \log V \right) = \text{BFS}(V+E) \Rightarrow \text{kruskal}(|E| \log |V|)$$

باب رسن نعم أسوسته ارائه نعم به حدسه تقدار صنع هیله فرنان مفاده ان الر راحب گنم

$$W_{\text{Hen}} = \{w_1, w_2, \dots, w_n\} \quad w_i > 3$$

بیس م سوال ۲ را بخواهید اینجا می‌باشد

$w_j = w_i$ if $i \in \text{parent}(j)$ or $j \in \text{parent}(i)$ otherwise

ب) هر دو (سی خانہ تار دار) میں ایک دوستی میں جمع حاصل کرنے کا طریقہ $O(n \log n)$

وزن ایت : حال از خانه اول W_{H_1} شروع می کنم / نهیل دسته صبح های صنف

II آندر ۲ منع داشت ← ازید مزن و ۱ کم ره کنیم و به عده کارکنان مخاطب نباشیم

نور ۳ مرحوم داشت پایه زدن \leftarrow از دین من \rightarrow کیم بدهی ای کیم
آفانه کیم دیه الباقي داشت نهاد کیم.

Subject:

Date

حل خانه دم W'_{Hen} مرغ داشت، از هزار زنگ
کیلو ان خانه 1 kg سر کنیم و آن کب میسیم. حل خانه ای که درین حالت
را بررسی کنیم.

← مرغ داشت ①

الدسته اتر از مرغ داشت ← کی نخ را 1 kg زید سر کنیم
کی نخ را 1 kg سر کنیم ②

نتیجه آرایه W'_{Hen} از اندیشه بیانی حالت

و نتیجه حاصل های مقادیر و خواص از عدال output می خردیم.

Time complexity : Sort + fix Hen weights

(merge sort)



$$T = O(n \log n) + O(n) = O(n \log n)$$

پس از این ترتیب، در این بیانی حالت

رول ① آرائے سابق طلب و اللہ سرداریم درجہ خانہ میں $\frac{1}{2}$ بھروسے دے
کا $\frac{1}{2}$ ذرور

ستعمل على إنشاء دالة stack() التي ستقوم بـ push() و pop() على المكتبات.

رئیس ایالتی، گورنر، police، گردشگری زندگانی را در کشور می‌بینم. آنرا باید سوال را

وتفعيله من قبل المعلم (I) ثم ينفع على المعلم (II).

لیکن دیگر نیاز ندارد زیرا هر کسی را می‌تواند اخراج کنم / pop police لیکن دیگر نیاز ندارد

push , stack \rightarrow 1, 2, 3, 4, 5 onto stack \rightarrow 5 \rightarrow 4, 3, 2, 1 (II)

الطبقة الخامسة stack، ذرها خارج pop هي ذرها pop حفظ، بعدها ذرها pop (III)

لَسْرُ الْفَنَانِةِ حَمْدَةِ

push \rightarrow stack, \downarrow , \leftarrow pop \rightarrow stack, \downarrow IV

لذ خردگاری (سندوچر) عدد زیر حالت stack های pop هایی است

لری این نویسندگان $m+1$ میتوانند بسته به مطالعه از متدهای این دست

دریتی سوال باید تعداد جمل 'س' صورتی از را حساب شم
رول

$S_i \rightarrow f_i$
نامه دین زبان نفع

حل سوال ۱) از زیرین
با توجه مدخل زبانه داریم، 'س' اصناف کیم و 'f' آرایه است
معوری را بدسته بزنان sort کنیم.

$x = \text{اول} \quad f_1 = y = y+1$
یعنی $y = y+1$ کردیم (که سی و سیم در مردم داشتیم) $y = y$

= زمان پیل گردید (در مردم به اینست چندر)

= class_1 = class

حال ۲) f_i زمان $Finish$ (اول) را نیز

حل ۳) y کو زیارت نمودیم، که مطابق با اینهاست $(y = y+1)$

که $x = y$ بودیم $x = y+1$ که مطابق با $Finish$ است

اصناف کیم $class = y - x + 1$

نه حل سه زنده باشیم. حل $x = y+1$ واحد اصناف کیم

update $y = y+1$ (که در نظر داشتیم)، سیار را $class$ داشتیم

$y = y+1$ ای ای داشتیم داشتیم

Time complexity = $O(n \log n)$

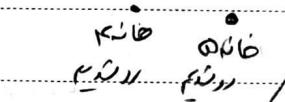
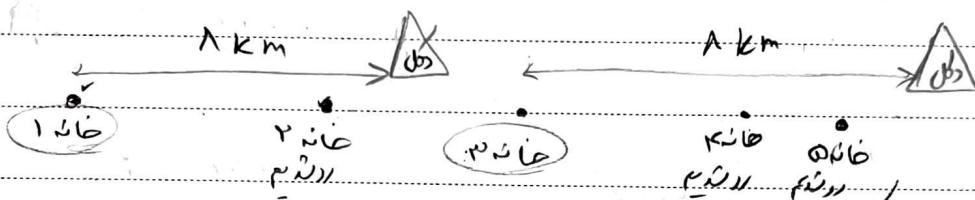
سے نیکو دار رہ رہا ہے جو خانہ حاصل کرے minimum ہے۔

ایک دفعہ میں اپنے سفر کے انتہا تک کامیاب رہے گیں۔

لیکن اگر صرف ۸ کیلومیٹر، اورین ڈھنڈ کر اپنے ہم، حال گواہی میں اخانہ اول کے لئے رہائی خانہ کی

لیکن ۸ کیلومیٹر میں ۱ کیلومیٹر کا انتہا بھی دار ہے جو دوسرے ہم کے مقابلے میں ایک دفعہ میں اپنے سفر کے انتہا تک کامیاب رہے گیں۔

آنچہ کہ راتیاں ہم ۸ کیلومیٹر کا انتہا خانہ میں۔



حال باہر درستہ الہام را ایسا کیم ہے ایسا کیم ہے۔

$$\text{greedy} = \{n_1, n_2, n_3, \dots, n_k\}$$

$$\text{opt} = \{a_1, a_2, a_3, \dots, a_m\}$$

فرض کیم:

لیکن حکم ہے $|\text{opt}| < |\text{greedy}|$ اور $n_i = a_j$ کے لئے دار ہے ایسا کیم ہے۔

اسیں ۸ کیلومیٹر کا انتہا میں دار رہا ہے ایسا کیم ہے۔

لیکن ۸ کیلومیٹر کا انتہا میں دار رہا ہے ایسا کیم ہے۔

لیکن ۸ کیلومیٹر کا انتہا میں دار رہا ہے ایسا کیم ہے۔

Subject: _____

Date _____

1. اداء

الحلول الممكنة (Greedy) خ. الحلول الممكنة (Greedy) خ. الـ Greedy هي طريقة
لحل المسألة الـ OPT بخطوات سهلة وسريعة.

الثواب (greedy) = $\frac{1}{\text{opt}} \times \text{solution(greedy)}$ فما هي الـ OPT خارج إطار

الـ Greedy حل كل المثل.

Time complexity $\Rightarrow O(n)$

لول ⑪ $O(n \log k)$ \leftarrow این آنکه من رو باید به را زیر \min که اتفاق نمی‌دهد.

از دسته ای داده های را در مقدار x ذخیره کنید و مقدار x را بازگردانید.
 اگر $c_{current} > x+1$ باشد، x را با $x + c_{current}$ برابر کنید و $c_{current}$ را با c_{next} برابر کنید.
 اگر $c_{current} \leq x+1$ باشد، x را با $x + c_{current}$ برابر کنید و $c_{current}$ را با c_{next} برابر کنید.
 این را تکرار کنید تا $c_{current}$ برابر باشد با c_{max} .

الدستم تاریخی اداره های سده اهل خانه درای راسماش ننمود

وَلِكُلِّ أَعْدَادٍ مُّمْكِنٍ كُلُّهُمْ يَرْجُونَ رَبَّهُمْ وَهُوَ أَعْلَمُ بِأَعْلَمِ الْأَعْلَامِ

مثال ④: $x = x + 1$ ، $\text{الخطوة 1: } x = 0$ ، $\text{الخطوة 2: } x = 1$ ، $\text{الخطوة 3: } x = 2$ ، ...
 وهو يوضح مفهوم التكرار (Loop) في البرمجة.

Time complexity = $\Theta(n \log k)$

خواهشمندی ملک نگار

الحلقة 11

$g_{greedy} = \{g_1, \dots, g_n\}$ أبسط كتمان الورم ما فيه الات

$Opt = \{t_1, \dots, t_n\}$ $g_{greedy} \neq opt$

فهي opt جزء من g_{greedy}

طريق: O_{opt}

خطة opt ، greedy لـ x_i هي $x_i < t_p : \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$

$x + t_i - 1$ ينتمي إلى g_{greedy} $\Rightarrow g_i > t_p : \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$

$x + g_i - 1$ opt $\Rightarrow g_i > t_i$ $\forall i$

لذلك $x + g_i - 1 > x + t_i - 1$

$$\text{لذلك } x + g_i - 1 > x + t_i - 1$$

\downarrow
 x ينتمي إلى g_{greedy}

لذلك x ينتمي إلى g_{greedy} وهو جزء من الات

و x ينتمي إلى g_{greedy} $\Rightarrow x$ ينتمي إلى g_{greedy} وهو جزء من الات

وهذا متناقض