

Разбор третьего этапа республиканской олимпиады РК 2022

Задача А. Работать или отдыхать?

Будем решать задачу с помощью жадного алгоритма.

Давайте перебирать дни последовательно от 1 до n -о, обозначим текущее количество денег как cur . Есть три варианта того что будет происходить в i -й день:

1. $cur \geq b_i$, в этом случае просто отдыхаем в этот день, и сохраняем информацию о том что мы отдыхали в этот день.

2. $cur < b_i$, но существует такой день отдыха j ($j < i$) что выполняется $cur + a_i < cur + b_j + a_j - b_i$. То есть мы можем поставить работу в j -й день, а отдыхать в день i и в итоге получить большее количество денег. В этом случае выберем ту работу на которую выгоднее всего поменять.

3. $cur < b_i$ но не существует выгодной замены. В данном случае мы просто работаем в день i .

Рассмотрим второй вариант подробнее, на что выгодно заменять? Переместим a_i на другую сторону и у нас получится $cur < cur + a_j + b_j - (a_i + b_i)$. Давайте введём новое значение : $c_x = a_x + b_x$, теперь наше условие преобразовалось в $cur < cur + c_j - c_i$. Избавимся от cur , $c_i < c_j$. Теперь можно заметить что самая выгодная замена это замена на день j с максимальным c_j . Для того чтобы быстро находить такое j , добавлять элементы и удалять элементы достаточно поддерживать структуру данных *set*.

Время работы $O(N \log N)$.

Задача В. Друзья

Данная задача решается жадно.

Давайте найдём вершину с самой маленькой убедительностью которая является соседней для одной из активированных вершин. Если сумма убедительностей меньше чем эта убедительность, то мы больше не можем активировать вершины, иначе мы просто активируем вершину и повторяем действия из этого абзаца.

Вершину с самой маленькой убедительностью можно искать с помощью структуры данных *set*, каждая вершина добавляется ровно один раз. Тогда время работы будет $O(N \log N)$.

Задача С. Тройка

Нужно посчитать $S = \sum_{i=l}^{i \leq r} \sum_{j=l}^{j \leq r} \sum_{k=l}^{k \leq r} (\max(a_i, a_j, a_k) - \min(a_i, a_j, a_k))$.

$$S = 6 * \sum_{i=l}^{i \leq r} \sum_{j=i+1}^{j \leq r} \sum_{k=j+1}^{k \leq r} (\max(a_i, a_j, a_k) - \min(a_i, a_j, a_k)) + 6 * \sum_{i=l}^{i \leq r} \sum_{j=i+1}^{j \leq r} (\max(a_i, a_j) - \min(a_i, a_j)).$$

Закинем все элементы с отрезка в массив b и отсортируем его:

$$sz = r - l$$

$$S = 6 * \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{j=i+1}^{j \leq sz} \sum_{k=j+1}^{k \leq sz} (b_k - b_i) + 6 * \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{j=i+1}^{j \leq sz} (b_j - b_i).$$

$$S = 6 * \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{k=i+1}^{k \leq sz} ((b_k - b_i) * (k - i)).$$

$$S = 6 * \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{k=i+1}^{k \leq sz} (b_k * k + b_i * i - b_k * i - b_i * k).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{k=i+1}^{k \leq sz} (b_k * k + b_i * i) + \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{k=i+1}^{k \leq sz} (-b_k * i - b_i * k)).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * i + b_i * i * (sz - i)) - \sum_{i=0}^{i \leq sz} \sum_{k=i+1}^{k \leq sz} (b_k * i + b_i * k)).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * sz) - \sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * \sum_{j=0}^{j < i} j + b_i * \sum_{j=i+1}^{j \leq sz} j)).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * sz) - \sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * (\sum_{j=0}^{j \leq sz} j - i))).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * sz) - \sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * (sz * (sz + 1) / 2 - i))).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * sz - (b_i * sz * (sz + 1) / 2 - b_i * i))).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * sz - b_i * sz * (sz + 1) / 2 + b_i * i)).$$

$$S = 6 * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i * (sz + 1) - b_i * sz * (sz + 1) / 2)).$$

$$S = 6 * (sz + 1) * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (b_i * i - b_i * sz / 2)).$$

$$S = 3 * (sz + 1) * (\sum_{i=0}^{i \leq sz} (2 * b_i * i - b_i * sz)).$$

$$cnst = 3 * (sz + 1)$$

$$sum_2 = \sum_{i=0}^{i \leq sz} b_i * i$$

$$sum = \sum_{i=l}^{i \leq r} a_i$$

$$S = cnst * (2 * sum_2 - sum * sz).$$

Заметим что единственная проблемная вещь для подсчёта это sum_2 , так как sum можно легко посчитать префикс суммами, а $sz = r - l$.

Давайте считать sum_2 с помощью алгоритма MO. Во-первых нужно понять как добавлять элементы и удалять их. Представим что у нас построен массив b и нам нужно вставить число z так чтобы массив b остался неубывающим. Найдём максимальную позицию j такую что $b_j < z$, и вставим элемент z после этой позиции j . После данного действия с sum_2 произойдёт два изменения. Первое изменение это $z * j$, это изменение связано с добавлением нового элемента. Второе изменение это $\sum_{i=j+1}^{i \leq sz} b_i$, это изменение связано с тем что все элементы после j сдвинутся на один вправо после добавление элемента z . Такие вычисления можно делать с помощью дерева Фенвика. Удаление происходит аналогично, найдём первое существующее число z и удалим его, попутно изменяя значение sum_2 . Однако время работы такого решения $O((N + q) * \sqrt{N} * \log(N))$

Улучшим наше решение применив технику sweepline mo. Если вкратце то пусть $f(l, r, z)$ это изменение sum_2 при добавлении элемента z к отрезку (l, r) . Можно заметить что $f(l, r, z) = f(1, r, z) - f(1, l - 1, z)$, пусть $f_2(l, r, z)$ это изменение sum_2 при удалении элемента z из отрезка (l, r) где $a_r = z$, тогда $f_2(l, r, z) = f(l, r - 1, z) = f(1, r - 1, z) - f(1, l, z)$, пусть $f_3(l, r, z)$ это изменение sum_2 при удалении элемента z из отрезка (l, r) где $a_l = z$, тогда $f_3(l, r, z) = f(l + 1, r, z) = f(1, r, z) - f(1, l, z)$. Если запомнить к какому запросу какие дельты относятся то можно заметить что их можно посчитать в офлайне, а в конце пройтись в нужном порядке добавляя нужные дельты. Теперь если мы за $O(1)$ умеем подсчитывать количество элементов меньших чем z , и сумму элементов которые больше или равны z , и добавлять в эту структуру элемент за $O(\sqrt{N})$, то задача будет решена. К счастью существует корневая декомпозиция которая полностью подходит под это описание. Нам нужно сделать N добавлений, так как мы смогли изменить $f(l, r, z)$ так чтобы l всегда было равно 1, и $(N+Q)\sqrt{N}$ запросов вида посчитать кол-во чисел меньше z и посчитать сумму всех чисел $\geq z$. Следовательно наше решение будет работать $O((N + Q) * \sqrt{N})$, данное решение работает за 950 мс на максимальном тесте даже при неаккуратном написании. Если сортировать запросы в порядке hilbert curve mo, то время работы на максимальном тесте будет 800 мс. Я уверен то что данное решение может работать и быстрее.

Для большего понимания решения рекомендую ознакомиться с статьёй [sweepline mo на codeforces](#).

Автор : Сахмолдин Мухаммадариф