

# с/к “Эффективные алгоритмы”

## Лекция 16: Динамическое программирование

А. Куликов

Computer Science клуб при ПОМИ  
<http://logic.pdmi.ras.ru/~infclub/>



# План лекции

## 1 Введение

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

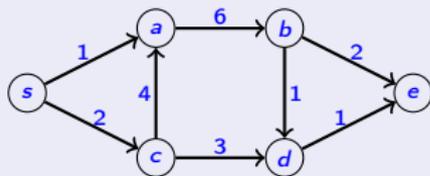
# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

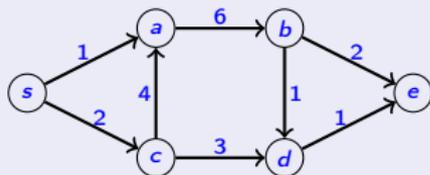
- Рассмотрим направленный ациклический граф.



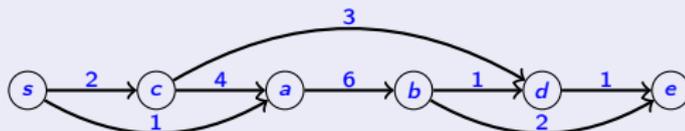
# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

- Рассмотрим направленный ациклический направленный граф.



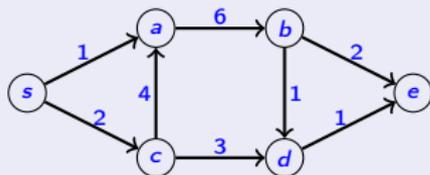
- Важным свойством такого графа является наличие топологической сортировки его вершин.



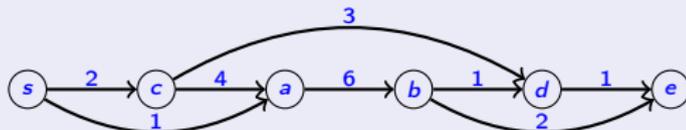
# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

- Рассмотрим направленный ациклический граф.



- Важным свойством такого графа является наличие топологической сортировки его вершин.

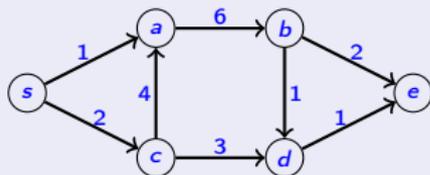


- Допустим, мы хотим найти длину кратчайшего пути от вершины  $s$  до вершины  $d$ .

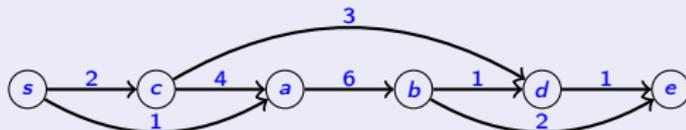
# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

- Рассмотрим направленный ациклический направленный граф.



- Важным свойством такого графа является наличие топологической сортировки его вершин.



- Допустим, мы хотим найти длину кратчайшего пути от вершины  $s$  до вершины  $d$ .
- Ясно, что  $\text{dist}(d) = \min\{\text{dist}(b) + 1, \text{dist}(c) + 3\}$ .

# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Алгоритм

### DAG-SHORTEST-PATHS( $G, s$ )

- 1 инициализировать все значения массива  $\text{dist}$  значением  $\infty$
- 2  $\text{dist}(s) = 0$
- 3 **for**  $v \in V \setminus \{s\}$  в топологической сортировке вершин
- 4     **do**  $\text{dist}(v) = \min_{(u,v) \in E} \{\text{dist}(u) + d(u, v)\}$

# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Алгоритм

### DAG-SHORTEST-PATHS( $G, s$ )

- 1 инициализировать все значения массива `dist` значением  $\infty$
- 2 `dist(s) = 0`
- 3 **for**  $v \in V \setminus \{s\}$  в топологической сортировке вершин
- 4     **do** `dist(v) =  $\min_{(u,v) \in E} \{dist(u) + d(u, v)\}$`

## Замечание

# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Алгоритм

### DAG-SHORTEST-PATHS( $G, s$ )

- 1 инициализировать все значения массива  $\text{dist}$  значением  $\infty$
- 2  $\text{dist}(s) = 0$
- 3 **for**  $v \in V \setminus \{s\}$  в топологической сортировке вершин
- 4     **do**  $\text{dist}(v) = \min_{(u,v) \in E} \{\text{dist}(u) + d(u, v)\}$

## Замечание

- Алгоритм решает множество подзадач  $\{\text{dist}(u), u \in V\}$  в порядке возрастания их “сложности”.

# Кратчайшие пути в направленных ациклических графах

## Алгоритм

### DAG-SHORTEST-PATHS( $G, s$ )

- 1 инициализировать все значения массива  $\text{dist}$  значением  $\infty$
- 2  $\text{dist}(s) = 0$
- 3 **for**  $v \in V \setminus \{s\}$  в топологической сортировке вершин
- 4     **do**  $\text{dist}(v) = \min_{(u,v) \in E} \{\text{dist}(u) + d(u, v)\}$

## Замечание

- Алгоритм решает множество подзадач  $\{\text{dist}(u), u \in V\}$  в порядке возрастания их “сложности”.
- Говорим, что первая задача сложнее второй, если для решения первой необходимо знать ответ для второй.

# Динамическое программирование

## Динамическое программирование

# Динамическое программирование

## Динамическое программирование

- Динамическое программирование решает задачу, разбивая её на подзадачи и решая их от простых к сложным, периодически используя ответы для уже решенных подзадач.

# Динамическое программирование

## Динамическое программирование

- Динамическое программирование решает задачу, разбивая её на подзадачи и решая их от простых к сложным, периодически используя ответы для уже решенных подзадач.
- Подзадачи образуют направленный ациклический граф: из вершины  $A$  идет ребро в вершину  $B$ , если для решения  $A$  необходимо решить  $B$ .

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность**
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Наибольшая возрастающая подпоследовательность

## Определение

**Задача о наибольшей возрастающей последовательности** (longest increasing subsequence problem) заключается в нахождении по данной последовательности её возрастающей подпоследовательности максимальной длины.

# Наибольшая возрастающая подпоследовательность

## Определение

**Задача о наибольшей возрастающей последовательности** (longest increasing subsequence problem) заключается в нахождении по данной последовательности её возрастающей подпоследовательности максимальной длины.

## Пример

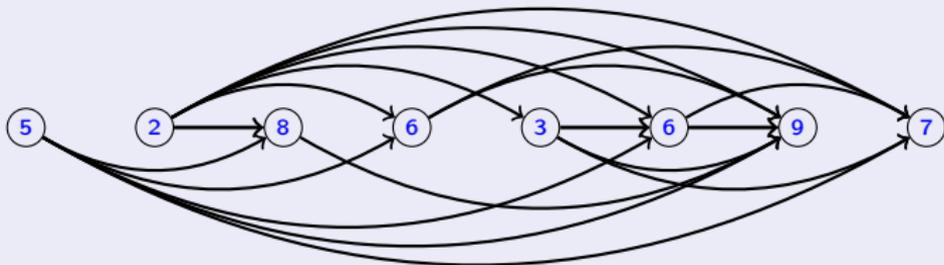
# Наибольшая возрастающая подпоследовательность

## Определение

**Задача о наибольшей возрастающей последовательности** (longest increasing subsequence problem) заключается в нахождении по данной последовательности её возрастающей подпоследовательности максимальной длины.

## Пример

- Рассмотрим последовательность 5, 2, 8, 6, 3, 6, 9, 7.



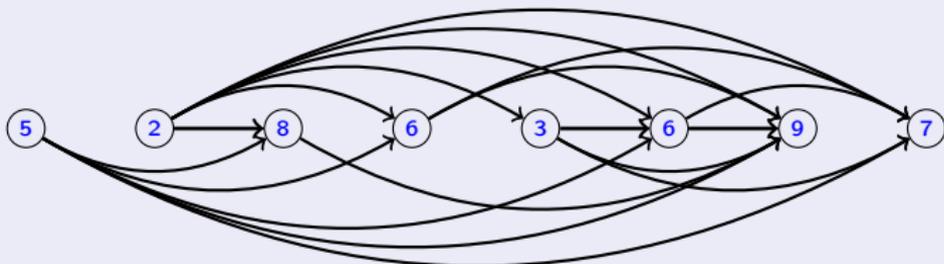
# Наибольшая возрастающая подпоследовательность

## Определение

**Задача о наибольшей возрастающей последовательности** (longest increasing subsequence problem) заключается в нахождении по данной последовательности её возрастающей подпоследовательности максимальной длины.

## Пример

- Рассмотрим последовательность 5, 2, 8, 6, 3, 6, 9, 7.



- Ясно, что нам просто нужно найти длинейший путь в этом графе.

# Алгоритм

## Алгоритм

```
1  for  $j \leftarrow 1$  to  $n$ 
2      do  $L(j) \leftarrow 1 + \max\{L(i) : (i, j) \in E\}$ 
3           $\triangleright L(j)$  — длина максимальной последовательности,
              заканчивающейся в  $j$ -м элементе
4  return  $\max_j L(j)$ 
```

## Замечания

Замечания

## Замечания

### Замечания

- Время работы есть  $O(n^2)$ .

# Замечания

## Замечания

- Время работы есть  $O(n^2)$ .
- Мы опять решали подзадачи вида  $\{L(j) : 1 \leq j \leq n\}$  с важным свойством: на подзадачах задан частичный порядок и отношение, определяющее, как решить задачу по ее более простым подзадачам.

# Замечания

## Замечания

- Время работы есть  $O(n^2)$ .
- Мы опять решали подзадачи вида  $\{L(j) : 1 \leq j \leq n\}$  с важным свойством: на подзадачах задан частичный порядок и отношение, определяющее, как решить задачу по ее более простым подзадачам.
- Наш алгоритм находит **длину** максимальной возрастающей подпоследовательности, но его легко модифицировать так, чтобы он находил и саму максимальную подпоследовательность.

# Рекурсия и динамическое программирование

## Рекурсия и динамическое программирование

# Рекурсия и динамическое программирование

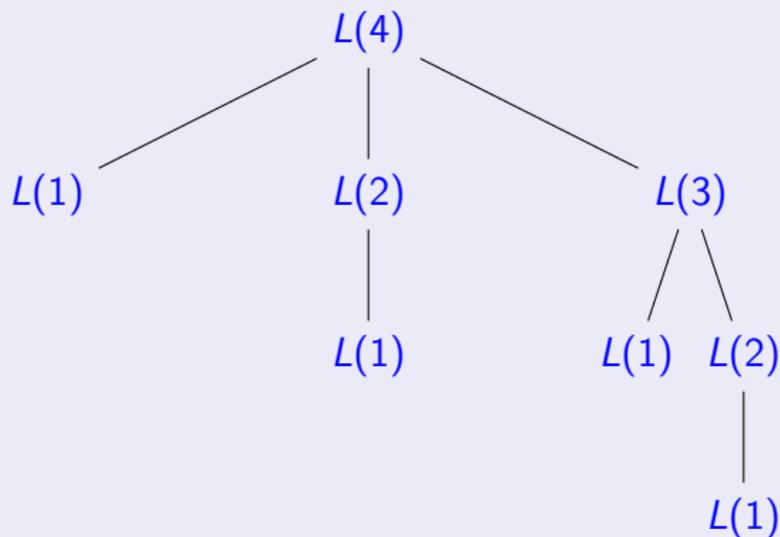
## Рекурсия и динамическое программирование

- Рекурсивное определение:  $L(j) = 1 + \max\{L(1), L(2), \dots, L(j-1)\}$ .

# Рекурсия и динамическое программирование

## Рекурсия и динамическое программирование

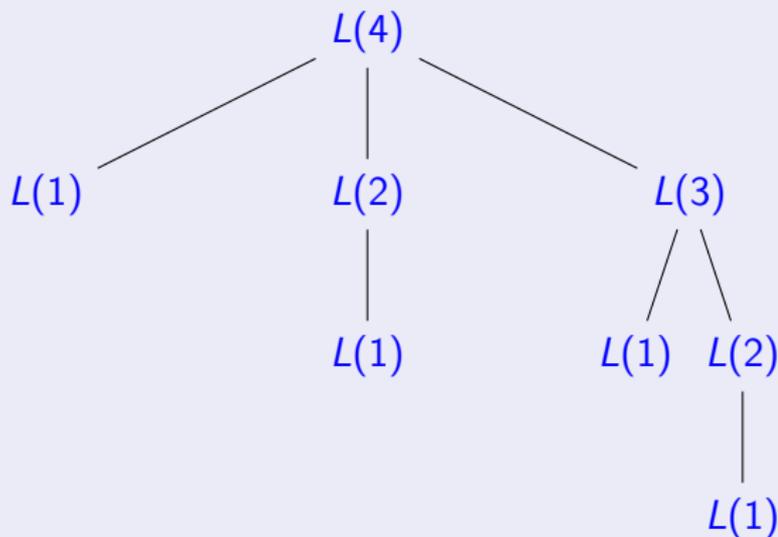
- Рекурсивное определение:  $L(j) = 1 + \max\{L(1), L(2), \dots, L(j-1)\}$ .



# Рекурсия и динамическое программирование

## Рекурсия и динамическое программирование

- Рекурсивное определение:  $L(j) = 1 + \max\{L(1), L(2), \dots, L(j-1)\}$ .



- Эффективность динамического программирования достигается, таким образом, за счет разумного перечисления подзадач и порядка на них.

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования**
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Стоимость редактирования

## Определение

**Задача о стоимости редактирования** (edit distance problem) заключается в нахождении минимального количества вставок, удалений и замен букв, необходимых для того, чтобы из одного входного слова получить другое.

# Стоимость редактирования

## Определение

**Задача о стоимости редактирования** (edit distance problem)

заключается в нахождении минимального количества вставок, удалений и замен букв, необходимых для того, чтобы из одного входного слова получить другое.

## Пример

E X P O N E N - T I A L  
- - P O L Y N O M I A L

Стоимость равна 6.

## Подзадачи

### Подзадачи

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.
- Нам нужно найти стоимость редактирования строчек  $x[1 \dots m]$  и  $y[1 \dots n]$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.
- Нам нужно найти стоимость редактирования строчек  $x[1 \dots m]$  и  $y[1 \dots n]$ .
- Естественной подзадачей является  $E(i, j)$  — стоимость редактирования префикса длины  $i$  строчки  $x$  и префикса длины  $j$  строчки  $y$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.
- Нам нужно найти стоимость редактирования строчек  $x[1 \dots m]$  и  $y[1 \dots n]$ .
- Естественной подзадачей является  $E(i, j)$  — стоимость редактирования префикса длины  $i$  строчки  $x$  и префикса длины  $j$  строчки  $y$ .
- Нашей целью является вычисление  $E(m, n)$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.
- Нам нужно найти стоимость редактирования строчек  $x[1 \dots m]$  и  $y[1 \dots n]$ .
- Естественной подзадачей является  $E(i, j)$  — стоимость редактирования префикса длины  $i$  строчки  $x$  и префикса длины  $j$  строчки  $y$ .
- Нашей целью является вычисление  $E(m, n)$ .
- $E(i, j) = \min\{1 + E(i - 1, j), 1 + E(i, j - 1), \text{diff}(i, j) + E(i - 1, j - 1)\}$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Важным моментом динамического программирования является выбор подзадач.
- Нам нужно найти стоимость редактирования строчек  $x[1 \dots m]$  и  $y[1 \dots n]$ .
- Естественной подзадачей является  $E(i, j)$  — стоимость редактирования префикса длины  $i$  строчки  $x$  и префикса длины  $j$  строчки  $y$ .
- Нашей целью является вычисление  $E(m, n)$ .
- $E(i, j) = \min\{1 + E(i - 1, j), 1 + E(i, j - 1), \text{diff}(i, j) + E(i - 1, j - 1)\}$ .
- Значения  $E(i, j)$  записываются в таблицу, обходить которую можно в любом порядке, лишь бы  $E(i, j)$  всегда шло позже, чем  $E(i - 1, j)$ ,  $E(i, j - 1)$ ,  $E(i - 1, j - 1)$ .

# Алгоритм

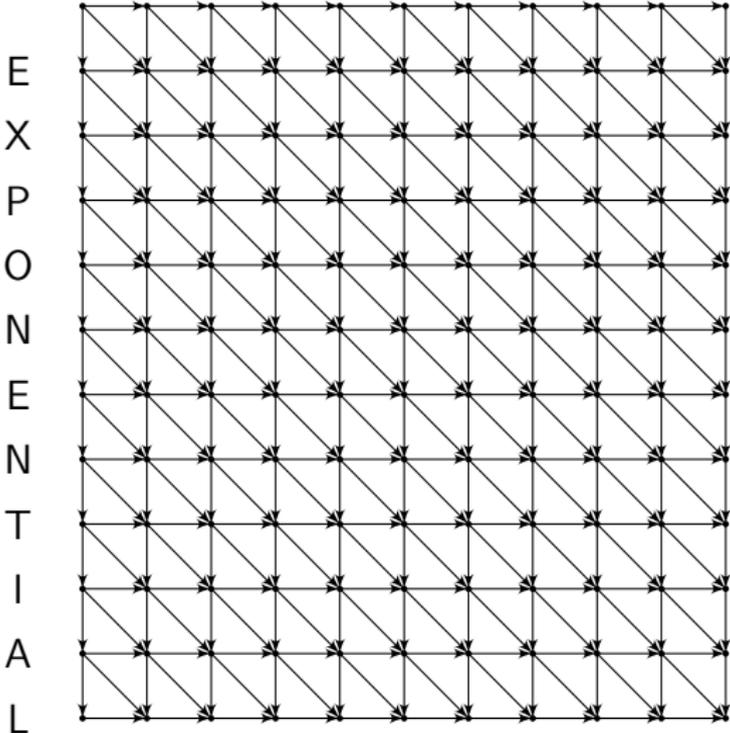
## Алгоритм

```
1  for  $i \leftarrow 0$  to  $m$ 
2      do  $E(i, 0) = i$ 
3  for  $j \leftarrow 0$  to  $n$ 
4      do  $E(0, j) = j$ 
5  for  $i \leftarrow 1$  to  $m$ 
6      do for  $j \leftarrow 1$  to  $n$ 
7          do  $E(i, j) \leftarrow \min\{E(i - 1, j) + 1, E(i, j - 1) + 1,$   

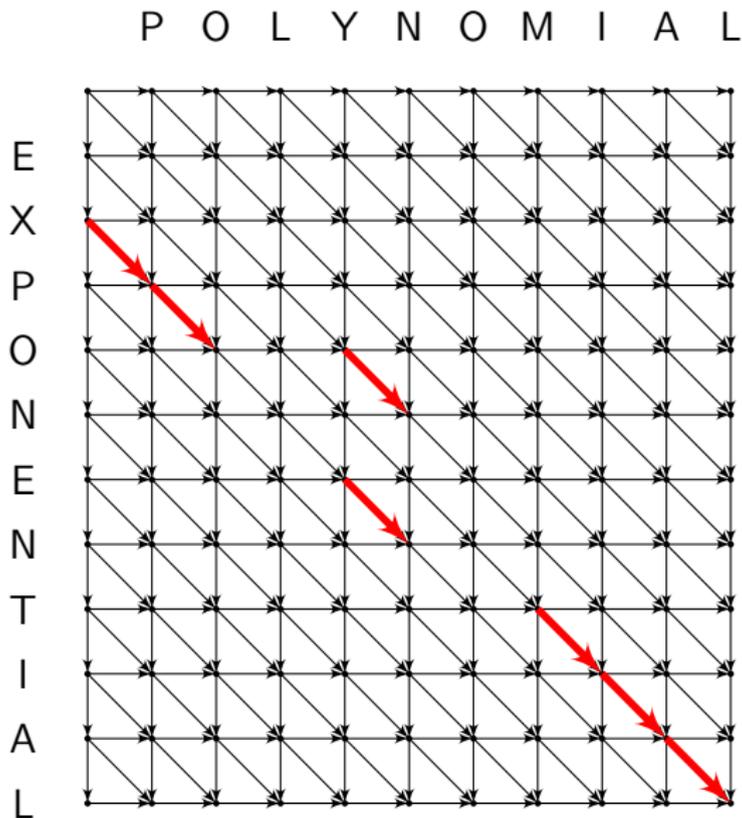
            $E(i - 1, j - 1) + \text{diff}(i, j)\}$ 
8  return  $E(m, n)$ 
```

# Соответствующий граф

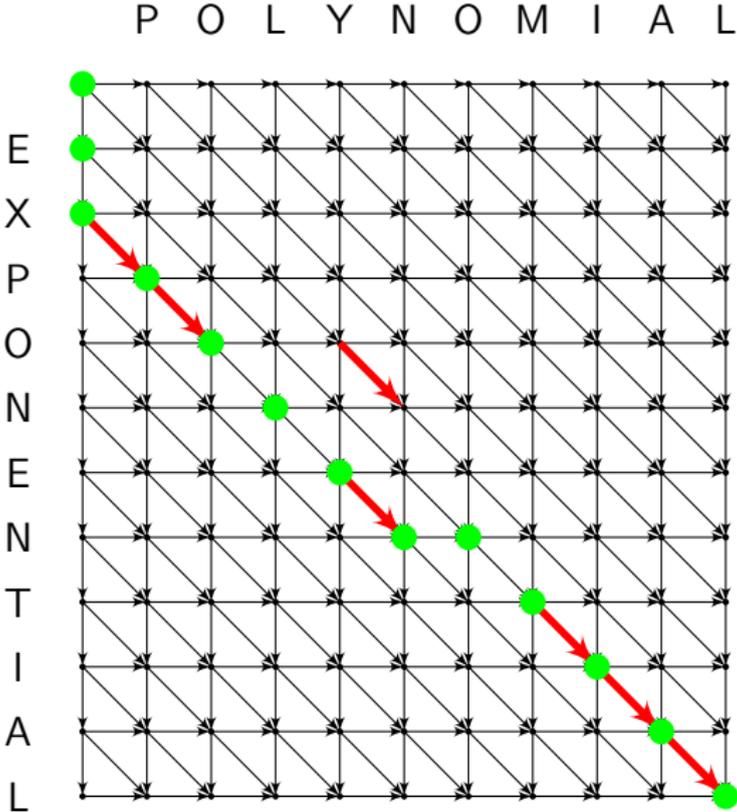
P O L Y N O M I A L



# Соответствующий граф



# Соответствующий граф



# Стандартные способы выбора подзадач

## Стандартные способы выбора подзадач

ВХОД

$x_1, \dots, x_n$

$x_1, \dots, x_n$  и  $y_1, \dots, y_m$

$x_1, \dots, x_n$

дерево

подзадача

$x_1, \dots, x_i$

$x_1, \dots, x_i$  и  $y_1, \dots, y_j$

$x_i, \dots, x_j$

поддерево

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке**
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Задача о рюкзаке

## Определение

**Задача о рюкзаке** (knapsack problem) заключается в нахождении по данному набору из  $n$  предметов со стоимостями  $v_1, \dots, v_n$  и весами  $w_1, \dots, w_n$ , а также общему весу  $W$  поднабора веса не более  $W$  максимальной стоимости.

# Задача о рюкзаке

## Определение

**Задача о рюкзаке** (knapsack problem) заключается в нахождении по данному набору из  $n$  предметов со стоимостями  $v_1, \dots, v_n$  и весами  $w_1, \dots, w_n$ , а также общему весу  $W$  поднабора веса не более  $W$  максимальной стоимости.

## Алгоритм для рюкзака с повторениями

```
1  ▷  $K(w)$  — максимальная стоимость при весе не более  $w$ 
2   $K(0) = 0$ 
3  for  $w \leftarrow 1$  to  $W$ 
4      do  $K(w) \leftarrow \max\{K(w - w_i) + v_i : w_i \leq w\}$ 
5  return  $K(W)$ 
```

# Рюкзак без повторений

## Алгоритм для рюкзака без повторений

```
1  ▷  $K(w, j)$  — максимальная стоимость при весе не более  $w$   
   среди первых  $j$  предметов  
2  for all  $j, w$   
3     do  $K(0, j) = K(w, 0) = 0$   
4  for  $j \leftarrow 1$  to  $n$   
5     do for  $w \leftarrow 1$  to  $W$   
6         do if  $w_j > w$   
7             then  $K(w, j) \leftarrow K(w, j - 1)$   
8             else  $K(w, j) \leftarrow \max\{K(w, j - 1),$   
                 $K(w - w_j, j - 1) + v_j\}$   
9  return  $K(W, n)$ 
```

# Запоминание

Запоминание

# Запоминание

## Запоминание

- Как мы уже видели, реализация вычисления решения для задачи при помощи подзадач простой рекурсией может быть очень не эффективной по той причине, что одни и те же вычисления будут производиться многократно.

# Запоминание

## Запоминание

- Как мы уже видели, реализация вычисления решения для задачи при помощи подзадач простой рекурсией может быть очень не эффективной по той причине, что одни и те же вычисления будут производиться многократно.
- Можно, однако, избежать повторений в рекурсии.

# Запоминание

## Запоминание

- Как мы уже видели, реализация вычисления решения для задачи при помощи подзадач простой рекурсией может быть очень не эффективной по той причине, что одни и те же вычисления будут производиться многократно.
- Можно, однако, избежать повторений в рекурсии.

## Рекурсивный алгоритм для рюкзака с повторениями

### KNAPSACK( $w$ )

- 1 **if**  $w$  есть в хэш-таблице
- 2     **then return**  $K(w)$
- 3      $K(w) \leftarrow \max\{K(w - w_i) + v_i : w_i \leq w\}$
- 4     добавить пару  $(w, K(w))$  в хэш-таблицу
- 5 **return**  $K(w)$

# Запоминание

## Запоминание

# Запоминание

## Запоминание

- Данный алгоритм не решает по несколько раз одну и ту же задачу, но все-таки тратит какое-то лишнее время на рекурсивные вызовы.

# Запоминание

## Запоминание

- Данный алгоритм не решает по несколько раз одну и ту же задачу, но все-таки тратит какое-то лишнее время на рекурсивные вызовы.
- Впрочем, такой трюк может иногда давать и выигрыш: метод динамического программирования решает **каждую подзадачу**, в то время как рекурсия с запоминанием решает только **подзадачи, необходимые для вычисления конечного результата**.

# Запоминание

## Запоминание

- Данный алгоритм не решает по несколько раз одну и ту же задачу, но все-таки тратит какое-то лишнее время на рекурсивные вызовы.
- Впрочем, такой трюк может иногда давать и выигрыш: метод динамического программирования решает **каждую подзадачу**, в то время как рекурсия с запоминанием решает только **подзадачи, необходимые для вычисления конечного результата**.
- Например, если общий вес рюкзака, а также веса всех предметов кратны **100**, то рекурсия с запоминанием будет рассматривать только подзадачи, где вес также кратен **100**, в то время как метод динамического программирования переберет и все оставшиеся подзадачи.

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц**
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Перемножение нескольких матриц

## Перемножение нескольких матриц

## Перемножение нескольких матриц

### Перемножение нескольких матриц

- Пусть нам нужно вычислить произведение  $A \times B \times C \times D$  матриц размера  $50 \times 20$ ,  $20 \times 1$ ,  $1 \times 10$ ,  $10 \times 100$ , соответственно.

# Перемножение нескольких матриц

## Перемножение нескольких матриц

- Пусть нам нужно вычислить произведение  $A \times B \times C \times D$  матриц размера  $50 \times 20$ ,  $20 \times 1$ ,  $1 \times 10$ ,  $10 \times 100$ , соответственно.
- Как известно, умножение матриц ассоциативно, поэтому порядок, в котором мы будем перемножать, на результат никак не влияет.

# Перемножение нескольких матриц

## Перемножение нескольких матриц

- Пусть нам нужно вычислить произведение  $A \times B \times C \times D$  матриц размера  $50 \times 20$ ,  $20 \times 1$ ,  $1 \times 10$ ,  $10 \times 100$ , соответственно.
- Как известно, умножение матриц ассоциативно, поэтому порядок, в котором мы будем перемножать, на результат никак не влияет.
- Он, однако, может повлиять на время, необходимое для перемножения.

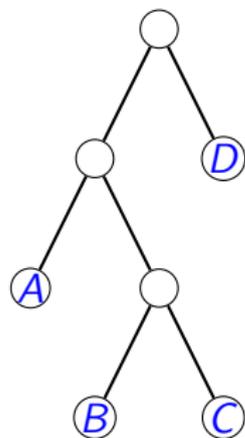
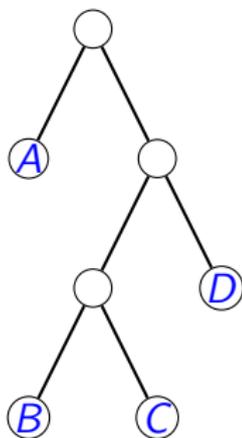
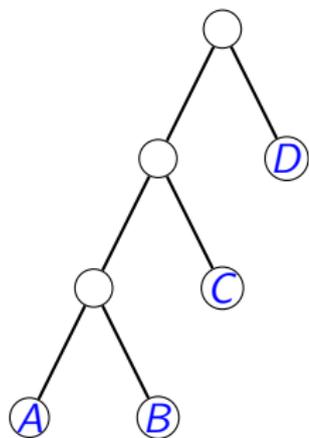
# Перемножение нескольких матриц

## Перемножение нескольких матриц

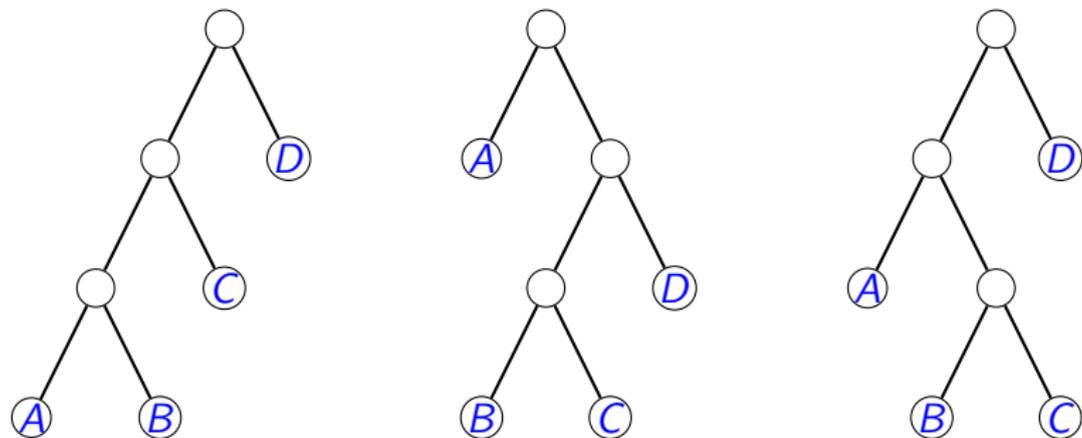
- Пусть нам нужно вычислить произведение  $A \times B \times C \times D$  матриц размера  $50 \times 20$ ,  $20 \times 1$ ,  $1 \times 10$ ,  $10 \times 100$ , соответственно.
- Как известно, умножение матриц ассоциативно, поэтому порядок, в котором мы будем перемножать, на результат никак не влияет.
- Он, однако, может повлиять на время, необходимое для перемножения.
- Простое перемножение матриц размера  $m \times n$  и  $n \times p$  требует  $mnp$  умножений.

порядок	количество перемножений
$A \times ((B \times C) \times D)$	120 000
$(A \times (B \times C)) \times D$	60 000
$(A \times B) \times (C \times D)$	7 000

## Представление порядков бинарными деревьями



## Представление порядков бинарными деревьями



Количество таких деревьев экспоненциально.

# Подзадачи

## Подзадачи

# Подзадачи

## Подзадачи

- Ясно, что у оптимального дерева поддеревья также оптимальны.

## Подзадачи

### Подзадачи

- Ясно, что у оптимального дерева поддеревья также оптимальны.
- В каждом поддереве вычисляется произведение вида  $A_i \times A_{i+1} \times \dots \times A_j$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Ясно, что у оптимального дерева поддеревья также оптимальны.
- В каждом поддереве вычисляется произведение вида  $A_i \times A_{i+1} \times \dots \times A_j$ .
- Пусть  $C(i, j)$  — минимальное количество умножений, необходимых для вычисления  $A_i \times A_{i+1} \times \dots \times A_j$ .

# Подзадачи

## Подзадачи

- Ясно, что у оптимального дерева поддеревья также оптимальны.
- В каждом поддереве вычисляется произведение вида  $A_i \times A_{i+1} \times \dots \times A_j$ .
- Пусть  $C(i, j)$  — минимальное количество умножений, необходимых для вычисления  $A_i \times A_{i+1} \times \dots \times A_j$ .
- Тогда  $C(i, j) = \min_{i \leq k < j} \{C(i, k) + C(k + 1, j) + m_{i-1} \cdot m_k \cdot m_j\}$ .

# Алгоритм

## Алгоритм

```
1  for  $i \leftarrow 1$  to  $n$ 
2      do  $C(i, i) = 0$ 
3  for  $s \leftarrow 1$  to  $n - 1$ 
4      do for  $i \leftarrow 1$  to  $n - s$   $\triangleright s$  — размер подзадачи
5          do  $j = i + s$ 
6               $C(i, j) = \min_{i \leq k < j} \{ C(i, k) + C(k + 1, j) + m_{i-1} \cdot m_k \cdot m_j \}$ 
7  return  $C(1, n)$ 
```

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути**
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути**
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Кратчайшие надежные пути

## Определение

**Задача о кратчайшем надежном пути** (shortest reliable path problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу с двумя выделенными вершинами  $s$  и  $t$ , а также числу  $k$  кратчайшего пути из  $s$  в  $t$ , состоящего не более чем из  $k$  ребер.

# Кратчайшие надежные пути

## Определение

**Задача о кратчайшем надежном пути** (shortest reliable path problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу с двумя выделенными вершинами  $s$  и  $t$ , а также числу  $k$  кратчайшего пути из  $s$  в  $t$ , состоящего не более чем из  $k$  ребер.

## Подзадачи

# Кратчайшие надежные пути

## Определение

**Задача о кратчайшем надежном пути** (shortest reliable path problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу с двумя выделенными вершинами  $s$  и  $t$ , а также числу  $k$  кратчайшего пути из  $s$  в  $t$ , состоящего не более чем из  $k$  ребер.

## Подзадачи

- Подзадачи нужно выбрать так, чтобы каким-нибудь образом запоминалась информация о длине пути.

# Кратчайшие надежные пути

## Определение

**Задача о кратчайшем надежном пути** (shortest reliable path problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу с двумя выделенными вершинами  $s$  и  $t$ , а также числу  $k$  кратчайшего пути из  $s$  в  $t$ , состоящего не более чем из  $k$  ребер.

## Подзадачи

- Подзадачи нужно выбрать так, чтобы каким-нибудь образом запоминалась информация о длине пути.
- $\text{dist}(v, i)$  есть длина кратчайшего пути, состоящего ровно из  $i$  ребер, из  $s$  в  $v$

# Кратчайшие надежные пути

## Определение

**Задача о кратчайшем надежном пути** (shortest reliable path problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу с двумя выделенными вершинами  $s$  и  $t$ , а также числу  $k$  кратчайшего пути из  $s$  в  $t$ , состоящего не более чем из  $k$  ребер.

## Подзадачи

- Подзадачи нужно выбрать так, чтобы каким-нибудь образом запоминалась информация о длине пути.
- $\text{dist}(v, i)$  есть длина кратчайшего пути, состоящего ровно из  $i$  ребер, из  $s$  в  $v$
- $\text{dist}(v, i) = \min_{(u,v) \in E} \{\text{dist}(u, i-1) + l(u, v)\}$

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути**
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа**
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа

## Определение

**Задача о кратчайших путях между всеми парами вершин** (all-pairs shortest paths problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу кратчайших расстояний между всеми парами вершин. Предполагаем, что граф не содержит циклов отрицательного веса.

# Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа

## Определение

**Задача о кратчайших путях между всеми парами вершин** (all-pairs shortest paths problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу кратчайших расстояний между всеми парами вершин. Предполагаем, что граф не содержит циклов отрицательного веса.

## Подзадачи

# Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа

## Определение

**Задача о кратчайших путях между всеми парами вершин** (all-pairs shortest paths problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу кратчайших расстояний между всеми парами вершин. Предполагаем, что граф не содержит циклов отрицательного веса.

## Подзадачи

- $\text{dist}(i, j, k)$  — длина кратчайшего пути из  $i$  в  $j$ , все промежуточные вершины которого принадлежат множеству  $\{1, \dots, k\}$ .

# Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа

## Определение

**Задача о кратчайших путях между всеми парами вершин** (all-pairs shortest paths problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу кратчайших расстояний между всеми парами вершин. Предполагаем, что граф не содержит циклов отрицательного веса.

## Подзадачи

- $\text{dist}(i, j, k)$  — длина кратчайшего пути из  $i$  в  $j$ , все промежуточные вершины которого принадлежат множеству  $\{1, \dots, k\}$ .
- $\text{dist}(i, j, k) = \min\{\text{dist}(i, k, k-1) + \text{dist}(k, j, k-1), \text{dist}(i, j, k-1)\}$

# Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа

## Определение

**Задача о кратчайших путях между всеми парами вершин** (all-pairs shortest paths problem) заключается в нахождении по данному взвешенному графу кратчайших расстояний между всеми парами вершин. Предполагаем, что граф не содержит циклов отрицательного веса.

## Подзадачи

- $\text{dist}(i, j, k)$  — длина кратчайшего пути из  $i$  в  $j$ , все промежуточные вершины которого принадлежат множеству  $\{1, \dots, k\}$ .
- $\text{dist}(i, j, k) = \min\{\text{dist}(i, k, k-1) + \text{dist}(k, j, k-1), \text{dist}(i, j, k-1)\}$
- Время работы соответствующего алгоритма —  $O(|V|^3)$ .

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути**
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - **Задача о коммивояжере**
- 7 Независимые множества в деревьях

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

## Замечания

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

## Замечания

- Количество различных циклов равно  $(n - 1)!$ .

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

## Замечания

- Количество различных циклов равно  $(n - 1)!$ .
- Естественной подзадачей в данном случае является начальная часть цикла.

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

## Замечания

- Количество различных циклов равно  $(n - 1)!$ .
- Естественной подзадачей в данном случае является начальная часть цикла.
- Об этой начальной части мы должны знать её последнюю вершину и множество внутренних вершин.

# Задача о коммивояжере

## Определение

**Задача о коммивояжере** (traveling salesman problem) заключается в нахождении по данному полному взвешенному графу гамильтонова цикла минимальной стоимости.

## Замечания

- Количество различных циклов равно  $(n - 1)!$ .
- Естественной подзадачей в данном случае является начальная часть цикла.
- Об этой начальной части мы должны знать её последнюю вершину и множество внутренних вершин.
- Для подмножества вершин  $S \subseteq \{1, \dots, n\}$ , содержащего  $1$  и вершины  $j \in S$   $C(S, j)$  есть длина кратчайшего пути, начинающегося в вершине  $1$ , заканчивающегося в вершине  $j$  и проходящего ровно по разу все вершины множества  $S$ .

# Алгоритм

## Алгоритм

### TSP( $G$ )

```
1   $C(\{1\}, 1) = 0$ 
2  for  $s \leftarrow 2$  to  $n$ 
3      do for  $S \subseteq \{1, 2, \dots, n\}$ , таких что  $|S| = s$  и  $1 \in S$ 
4          do  $C(S, 1) = \infty$ 
5             for  $j \in S, j \neq 1$ 
6                 do  $C(S, j) = \min_{i \in S, i \neq j} \{C(S \setminus \{j\}, i) + d_{ij}\}$ 
7  return  $\min_j C(\{1, \dots, n\}, j) + d_{j1}$ 
```

# Алгоритм

## Алгоритм

### TSP( $G$ )

```
1   $C(\{1\}, 1) = 0$ 
2  for  $s \leftarrow 2$  to  $n$ 
3      do for  $S \subseteq \{1, 2, \dots, n\}$ , таких что  $|S| = s$  и  $1 \in S$ 
4          do  $C(S, 1) = \infty$ 
5              for  $j \in S, j \neq 1$ 
6                  do  $C(S, j) = \min_{i \in S, i \neq j} \{C(S \setminus \{j\}, i) + d_{ij}\}$ 
7  return  $\min_j C(\{1, \dots, n\}, j) + d_{j1}$ 
```

## Время работы

Время работы алгоритма есть  $O(n^2 2^n)$ . Полученный алгоритм хоть и гораздо быстрее полного перебора, но все же совершенно бесполезен на практике: экспоненциально не только время работы, но еще и память.

# План лекции

- 1 Введение
- 2 Наибольшая возрастающая подпоследовательность
- 3 Стоимость редактирования
- 4 Задача о рюкзаке
- 5 Перемножение нескольких матриц
- 6 Кратчайшие пути
  - Кратчайшие надежные пути
  - Кратчайшие пути между всеми парами вершин графа
  - Задача о коммивояжере
- 7 Независимые множества в деревьях

# Независимые множества в деревьях

## Определение

**Задача о максимальном независимом множестве** (independent set problem) заключается в нахождении по данному графу множества попарно не соединенных ребрами вершин максимального размера.

# Независимые множества в деревьях

## Определение

**Задача о максимальном независимом множестве** (independent set problem) заключается в нахождении по данному графу множества попарно не соединенных ребрами вершин максимального размера.

## Идеи

# Независимые множества в деревьях

## Определение

**Задача о максимальном независимом множестве** (independent set problem) заключается в нахождении по данному графу множества попарно не соединенных ребрами вершин максимального размера.

## Идеи

- В общем случае задача NP-трудна, но если входной граф является деревом, то может быть решена за линейное время.

# Независимые множества в деревьях

## Определение

**Задача о максимальном независимом множестве** (independent set problem) заключается в нахождении по данному графу множества попарно не соединенных ребрами вершин максимального размера.

## Идеи

- В общем случае задача NP-трудна, но если входной граф является деревом, то может быть решена за линейное время.
- Пусть  $I(u)$  — размер максимального независимого множества в поддереве с корнем в  $u$ .

# Независимые множества в деревьях

## Определение

**Задача о максимальном независимом множестве** (independent set problem) заключается в нахождении по данному графу множества попарно не соединенных ребрами вершин максимального размера.

## Идеи

- В общем случае задача NP-трудна, но если входной граф является деревом, то может быть решена за линейное время.
- Пусть  $I(u)$  — размер максимального независимого множества в поддереве с корнем в  $u$ .

$$\bullet I(u) = \max \left\{ 1 + \sum_{w - \text{внук } u} I(w), \sum_{w - \text{сын } u} I(w) \right\}$$

## Об используемой памяти

Об используемой памяти

## Об используемой памяти

### Об используемой памяти

- Как правило, время работы алгоритма, основанного на методе динамического программирования, равно количеству вершин в соответствующем графе.

## Об используемой памяти

### Об используемой памяти

- Как правило, время работы алгоритма, основанного на методе динамического программирования, равно количеству вершин в соответствующем графе.
- Ясно, что объема памяти, пропорционального количеству вершин, будет достаточно, но иногда можно обойтись и меньшим объемом.

## Об используемой памяти

### Об используемой памяти

- Как правило, время работы алгоритма, основанного на методе динамического программирования, равно количеству вершин в соответствующем графе.
- Ясно, что объема памяти, пропорционального количеству вершин, будет достаточно, но иногда можно обойтись и меньшим объемом.
- Например, если для подсчета значения  $\text{dist}(\cdot, \cdot, k + 1)$  необходимы только значения  $\text{dist}(\cdot, \cdot, k)$ , то нет никакой необходимости в каждый момент хранить значения для всех  $k$ .

Что мы узнали за сегодня?

Что мы узнали за сегодня?

## Что мы узнали за сегодня?

### Что мы узнали за сегодня?

- Метод динамического программирования применим тогда, когда решение задачи сводится к решению нескольких более простых перекрывающихся задач.

## Что мы узнали за сегодня?

### Что мы узнали за сегодня?

- Метод динамического программирования применим тогда, когда решение задачи сводится к решению нескольких более простых перекрывающихся задач.
- Основным моментом метода является определение подзадач и способа построения решения из решений для более простых задач.

## Что мы узнали за сегодня?

### Что мы узнали за сегодня?

- Метод динамического программирования применим тогда, когда решение задачи сводится к решению нескольких более простых перекрывающихся задач.
- Основным моментом метода является определение подзадач и способа построения решения из решений для более простых задач.
- По задаче, таким образом, строится ориентированный ациклический граф.

## Что мы узнали за сегодня?

### Что мы узнали за сегодня?

- Метод динамического программирования применим тогда, когда решение задачи сводится к решению нескольких более простых перекрывающихся задач.
- Основным моментом метода является определение подзадач и способа построения решения из решений для более простых задач.
- По задаче, таким образом, строится ориентированный ациклический граф.
- Время работы, как правило, равно количеству вершин этого графа.

## Что мы узнали за сегодня?

### Что мы узнали за сегодня?

- Метод динамического программирования применим тогда, когда решение задачи сводится к решению нескольких более простых перекрывающихся задач.
- Основным моментом метода является определение подзадач и способа построения решения из решений для более простых задач.
- По задаче, таким образом, строится ориентированный ациклический граф.
- Время работы, как правило, равно количеству вершин этого графа.
- Используемая память может быть и меньше.

Спасибо за внимание!