

АЛГОРИТМЫ И СТРУКТУРЫ ДАННЫХ, ЛЕКЦИИ

Глава 1

Паросочетания и потоки

Мы начнём с паросочетаний и потоков.

1.1 Паросочетания

Паросочетание графа — это набор его ребер, не имеющих общих вершин.

1.1.1 Паросочетание в двудольном графе

Паросочетания в двудольных графах ищутся гораздо проще, чем в произвольных. Алгоритмы решают эту задачку понемногу. Берется маленькое (пустое) паросочетание и расширяется с помощью дополняющих цепочек.

Дополняющая цепочка — это путь, который начинается и заканчивается в вершинах вне паросочетания, и ребра в нём чередуются (принадлежит - не принадлежит пар. сочетанию). Из такой цепочки можно получить паросочетание большего размера (на 1).

Алгоритм начинает строить цепочки и удаляет дополняющие цепочки такой заменой.

Теорема 1. В графе нет дополняющего пути тогда и только тогда, когда паросочетание максимально.

Это утверждение сформулировано для произвольных графов: для двудольных и не очень. А в чём проблема? Проблема в поиске дополняющих путей.

В двудольном графе это делается просто. Это алгоритм Куна.

Двудольный граф можно хранить не как нормальный граф. "Алгоритм КУНА. Это не связано с аниме никак!" "Код, на самом деле, за пять копеек." Асимптотика: $O(nm)$.

Алгоритм никогда не освобождает вершины — если вершина попала в пар. соч., она там останется, можно dfs из неё не запускать. Чуть сложнее: если dfs однажды не нашел доп. пути из одной вершины, он никогда его не найдёт — можно его не запускать.

Немного о полных сочетаниях.

Теорема 2. В двудольном графе $G_{n,n}$ существует полное паросочетание в том и только том случае, когда для любого подмножества A вершин одной доли выполнено $|N(A)| \geq |A|$.

Паросочетания позволяют решать кучу прикольных задач.

1.1.2 Вершинное покрытие

Вершинное покрытие в графе — это набор вершин, таких, что никакие две вершины не лежат на одном ребре. Это понятие двойственное понятию паросочетания. Мы ищем минимальное по мощности вершинное покрытие. Это NP -полная задача в произвольном графе. В двудольном, однако, всё очень мило.

Размер покрытия в графе всегда не превосходит размер вершинного паросочетания: $M \leq S$.

1.1.3 Парасочетание в недвудольном графе

Так же понемногу будем искать дополняющие пути и достраивать наше паросочетание.

Как уже было доказано, M — макс парсоч \iff не. т дополняющих путей.

Как искать дополняющие пути? Может быть заюзать `dfs`?

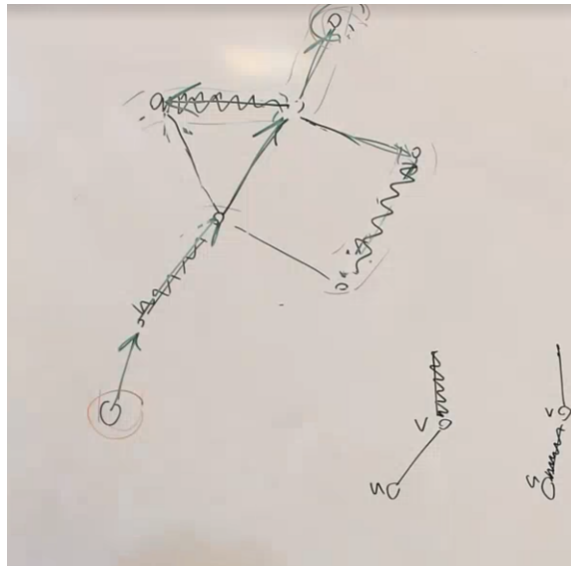
```

1  dfs(v, state)
2      ...
3  for n
4      if state:
5          (u,v) ∈ M
6      else:
7          (u,v) ∈ M
8          dfs(n, !state)

```

Но так нельзя!

На таком графе не работает:

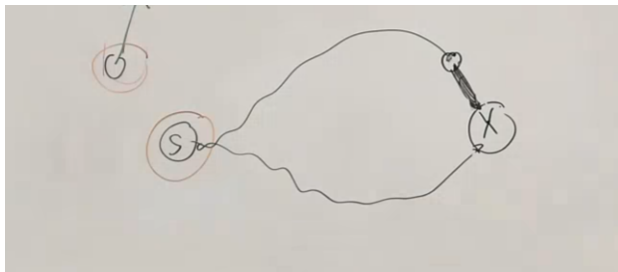


Проблема в том, что в какую-то вершину мы можем прийти с неправильной четностью.

Утверждение: если такого не случилось, то все будет ок.

Пусть есть стартовая вершина. Назовем вершину сомнительной, если до нее есть четный и нечетный пути.

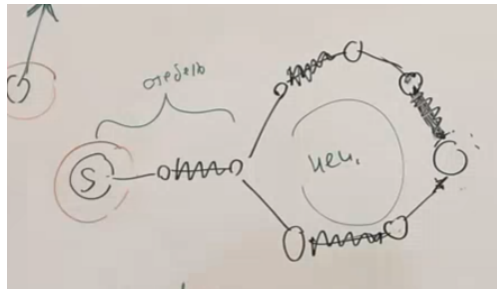
Если в графе нет сомнительных вершин, такой граф можно переделать в двудольный и легко в нем постить паросочетание.



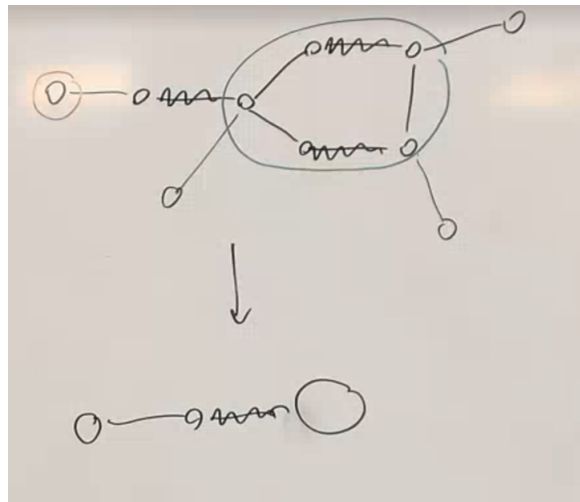
Что делать? Давайте запустим такой dfs. Может быть три случая:

1. Нашли дополняющий путь;
2. Не нашли дополняющий путь и нет сомнительных вершин \implies паросочетание максимальное;
3. Нашли сомнительную вершину.

Если случилось третье, будем веселиться. При помощи того же dfs-а найдем соцветие (blossom). Внутри соцветия цикл нечетной длины.



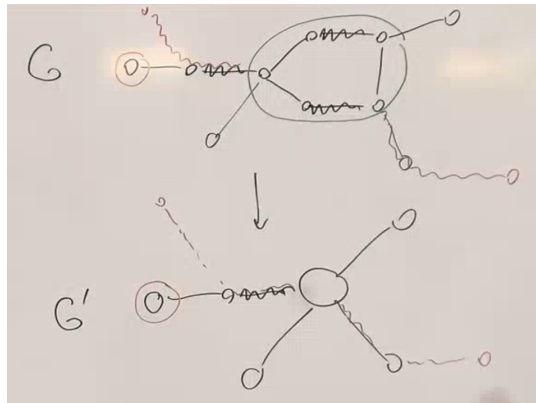
Алгоритм называется blossom cut. Возьмем все вершины соцветия и заменим на большую вершину.



Утверждение: если в исходном графе G был дополняющий путь, то и в полученном графе G' .

Доказательство. Докажем в две стороны

(\Leftarrow) Либо дополняющий путь вообще не проходит через большую вершину соцветия, тогда вообще все просто, ничего точно не ломается. Если дополняющий путь проходит через большую вершину соцветия, то выберем кусок цикла нужной четности и соединим кусочки дополняющего пути.



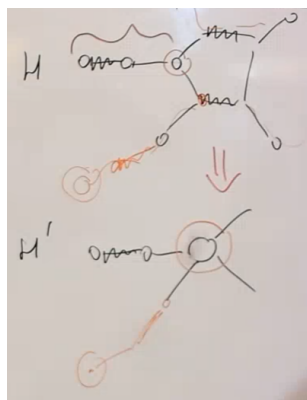
(\Rightarrow) Все сложно. Могут быть всякие сложные пути и после сжатия не понятно, что с ними делать. Конструктивно доказать сложно.

Докажем при помощи теоремы о дополняющем пути. От противного.

1. Возьмем граф G вместе с соцветием и инвертируем ему стебель, получим граф H с валидным парсочем.
2. Возьмем граф H вместе с соцветием и инвертируем ему стебель, получим граф H' с валидным парсочем.
3. Если в G есть дополняющий путь, то и в G' тоже есть дополняющий путь (очевидно, так как и то и другое паросочетание не максимального размера).

Если в H' есть дополняющий путь, то и в H тоже есть дополняющий путь (очевидно, так как и то и другое паросочетание не максимального размера).

Если в G' есть дополняющий путь, то и в H' есть дополняющий путь (конструктивно).



■

Алгоритм

```

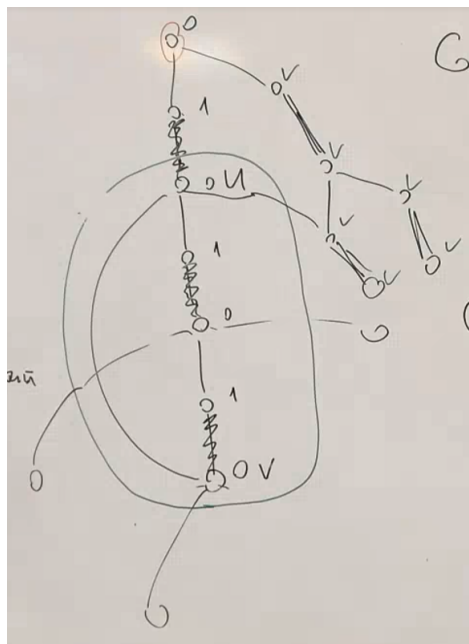
1  M = ∅
2  while True:
3      dfs
4      if нашли доп путь:
5          разжать соцветие
6          M++
7          continue
8      if нет додоп пути, не соцветий:
9          break
10     if соцветие:
11         сжать соцветие

```

Итого, время работы алгоритма — $\mathcal{O}(n^2m)$.

Как реализовать побыстрее? Немного пострадать.

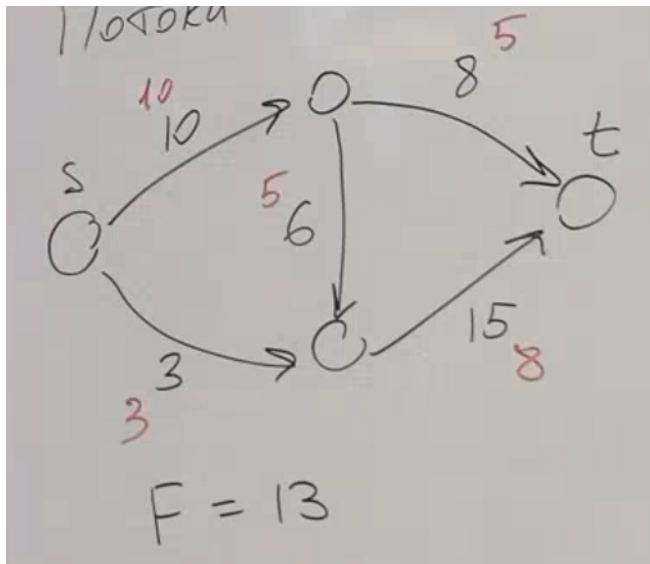
Пооптимизируем *DFS*. Прямо проходя в *DFS*-е можно сжимать вершины. Для этого можно быстро мерджить списки ребер.



В общем, если постараться, можно получить решение $\mathcal{O}(nm\alpha(m, n))$. А вообще, пацаны умеет делать за $\mathcal{O}(m\sqrt{n})$.

1.2 Потоки

Пусть у нас есть ориентированный граф. По этому графу течет некоторая *жидкость*. Есть исток и есть сток, для каждого ребра известна пропускная способность.



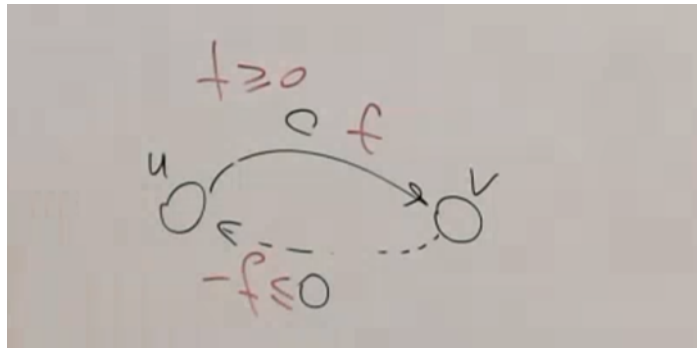
Обозначим C_{uv} — пропускная способность ребра, f_{uv} — величина потока.

$$f_{uv} \geq 0, f_{uv} \leq c_{uv}.$$

$$\forall v \neq s, v \neq t : \sum_u f_{uv} = \sum_w f_{vw}.$$

$$F = \sum_u f_{uv} - \sum_w f_{vw}$$

Решать такую задачу в такой формулировке не очень удобно. Удобнее мыслить в симметричной формулировке, хочется избавиться от двух сумм. Давайте считать, что для каждого ребра есть фиктивный обратный поток.



$$f_{vu} = -f_{uv}, c_{vu} = 0, f_{uv} \leq c_{uv}$$

$$\sum_u f_{vu} = 0, \forall v \text{ кроме } s \text{ и } t.$$

$$F = \sum_u f_{su} = \sum_w f_{wt}.$$

$$\sum_v \sum_u f_{vu} = \sum_u f_{su} + \sum_t f_{tu}.$$

На самом деле, не всегда можно просто так складывать потоки $F = F_1 + F_2$. — не всегда валидный поток (может переполниться ребро)

Теорема 3. (Как бы утверждение) Любой поток можно декомпозировать на маленькие потоки

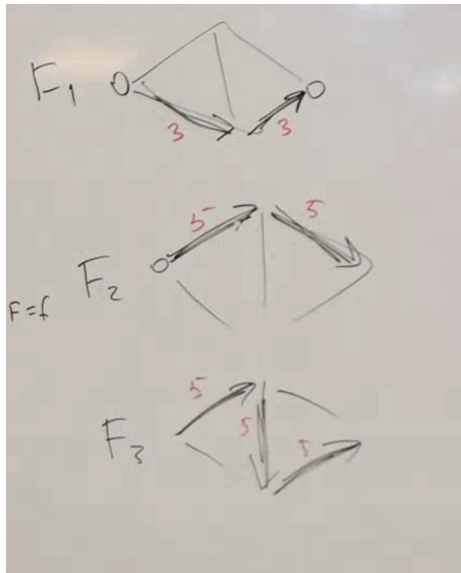
$$F = F_1 + F_2 + \dots + F_k$$

F_i — путь $S \rightarrow t$ или цикл

Доказательство. План: взять путь и вычесть его. Как найти какой-нибудь путь?

1. Пойдём из S
2. Возьмём любое ребро по которому течёт жижа.
3. Рано или поздно либо дойдём до t , либо заиклимся.

Хорошо, мы нашли путь. Давайте удалим его, в терминах потоков надо взять минимальную пропускную способность ребра и вычесть из всех ребер.



Может ситуация, что из S все рёбра нулевые, в t все рёбра нулевые, а где-то в середине что-то происходит. Это значит, что остались только циклы. Для их нахождения нужно взять любое ненулевое ребро и запускаться уже от него.

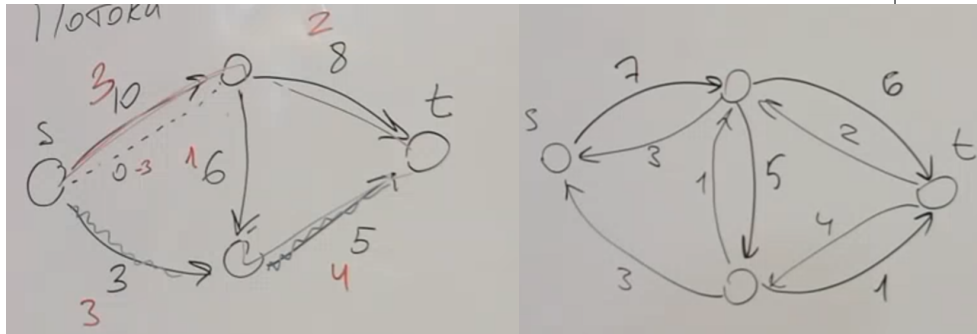
Всего будет $O(m)$ путей и циклов, т.к. мы каждый раз обнуляем хотя бы одно ребро. ■

Вообще, мы хотим найти максимальный поток. Мы сперва возьмем пустое разбиение, а потом будем его постепенно дополнять.

Определение 1. Ребро называется насыщенным, если вся его пропускная способность задействована.

Определение 2. Блокирующий поток — такой поток, что любой путь содержит насыщенное этим потоком ребро. Иными словами, в данной сети не найдётся такого пути из истока в сток, вдоль которого можно беспрепятственно увеличить поток.

Определение 3 (Остаточная сеть). Пусть у нас был валидный поток. Для каждого ребра посчитаем $c'_{uv} = c_{uv} - f_{uv} \geq 0$. Остаточная сеть — подграф исходного, где на прямых ребрах написаны c_{uv} , а на обратных ребрах остаточная пропускная способность c'_{uv} .



Идея алгоритма (схема Форда–Фалкерсона)

- Возьмём поток F , возьмём максимальный поток F_{\max} и посмотрим на их разность $\Delta F = F_{\max} - F$
- ΔF — поток в остаточной сети C'_F $\Delta f_{uv} = f_{\max uv} - f_{uv} \leq c_{uv} - f_{uv} = c'_{uv}$.
- Нет пути $S \rightarrow t$ в сети C'_F тогда и только тогда когда $F = F_{\max}$

```

1  int dfs(v, minΔ):
2      if mark(v):
3          return 0
4      mark[v] = True
5      for (uv): C_vu - f_uv > 0
6          Δ = dfs(u, min(minΔ, C_uv - f_uv))
7          if Δ > 0:

```

```

8         fvu += Δ
9         fuv -= Δ
10        return Δ
11    return 0

```

Время работы алгоритма — $\mathcal{O}(F \cdot m)$.

1.2.1 Разрезы

Задача 1. Пусть есть граф. Мы хотим удалить некоторые ребра, чтобы не было пути из S в T . Определим $C = \sum c_{uv}$, для таких u, v , что нужно удалить ребро uv .

Надо найти C_{\min} .

На самом деле это двойственная задача к поиску максимального потока.

Как искать минимальный разрез? Найдем максимальный поток, рассмотрим его дополняющую сеть. ... ДОПИСАТЬ

1.2.2 Алгоритм Эдмондса–Карпа

Сделаем все то же самое, но dfs заменим на bfs.

Пусть $d[v]$ — расстояние (число ребер) от S до v в остаточной сети.

Теорема 4. $d[v]$ не убывает, если выбирать кратчайшие дополняющие пути.

Доказательство. Возьмем кратчайший путь $S \rightarrow T$. Ребра с минимальной дельтой на пути могли пропасть из остаточной сети. Какие могли добавиться? Те, у которых были обратные ребра.

Заметим, что $d[v]$ не убывает.

Ребро может пропасть из дополняющей сети $d[u] = d[u] + 1$.

Ребро может восстанавливаться в дополняющей сети $d'[u] = d'[v] + 1$.

Таким образом $d'[u] \geq d[u] + 2$.

Поэтому ребро может быть добавлено и удалено не больше $\mathcal{O}(n)$ раз, а поскольку ребер m , то всего таких запусков bfs может быть $\mathcal{O}(nm)$. ■

Итого, наш алгоритм будет работать за $\mathcal{O}(nm^2)$. На самом деле, время работы асимптотически не больше, чем $\mathcal{O}(m \cdot F)$.

Анонс на дальше (что умеют люди):

1. $\mathcal{O}(nm)$ — но страшно, такое смотреть небудем
2. Плавнo дойдём до $\mathcal{O}(nm \ln n)$
3. $\mathcal{O}(nm \ln C)$
4. $\mathcal{O}(n^3)$

Определение 4 (Масштабирование). Почему наш алгоритм работал долго? Потому что он искал плохие пути. Давайте запретим ему искать единичные пути. Запустим ту же штуку, но на фазе k заставим его брать пути длиной хотя бы 2^k

$k = \log C \dots 0$ искать пути $\Delta \geq 2^k$

Доказательство. $k + 1 \rightarrow k$:

$$F_{\max} - F \leq 2^{k+1} \cdot m$$

$$\text{Путей с } \Delta = 2^k \leq 2m$$

Финальная асимптотика: $O(\ln C \cdot m^2)$ – слабополиномиальный алгоритм. ■