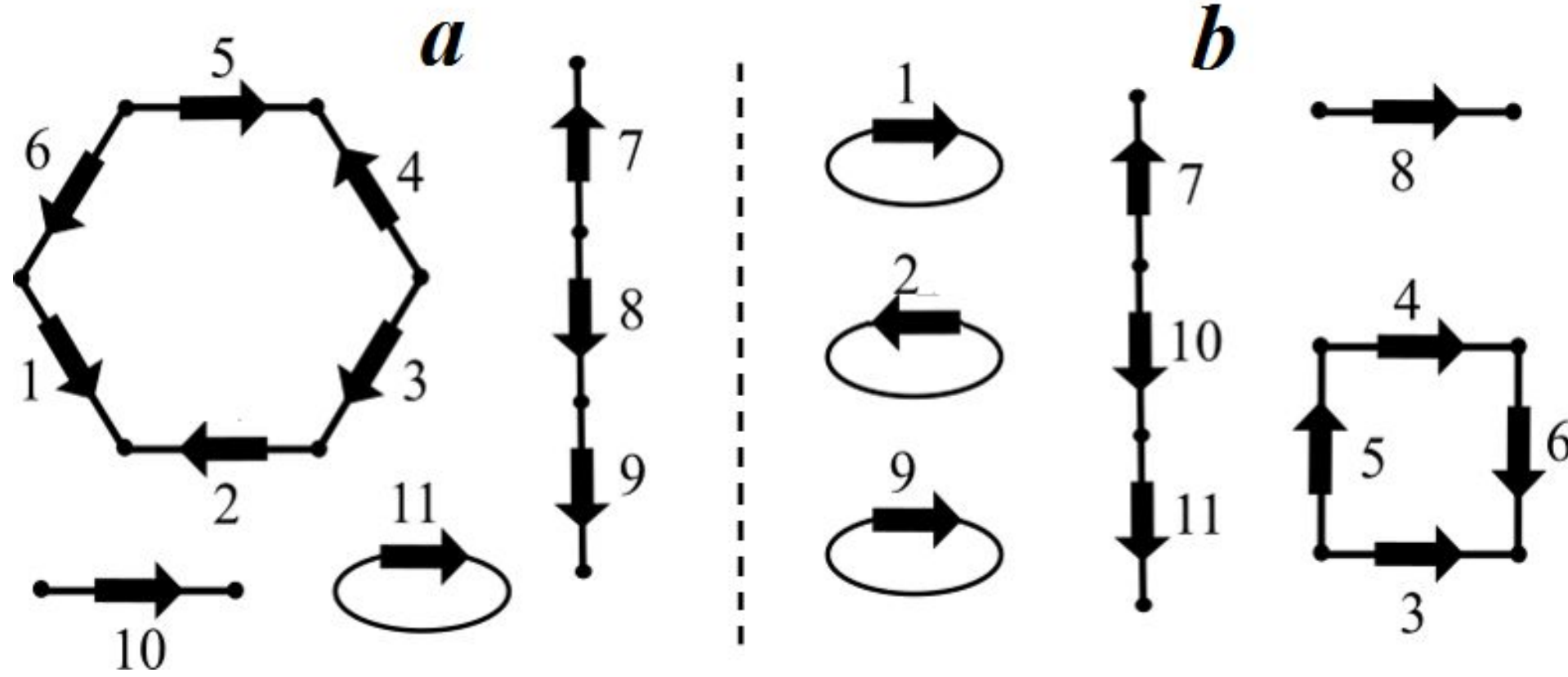


Определение. Структура ***a*** (или ***b***, ***c***, ...) – ориентированный граф, состоящий из циклов (включая петли) и цепей длины ≥ 1 с **именами** рёбер (=натуральными числами). Это – нагруженный ориентированный граф, у которого все вершины степени 1 или 2.

ЗАДАЧА ПРЕОБРАЗОВАНИЯ для ДСЖ. Фиксированы 6 операций, см. их ниже. Даны переменные цены (>0) этих операций и переменные структуры ***a*** и ***b***. Линейным алгоритмом найти последовательность от ***a*** к ***b***, на которой достигается минимум её суммарной цены (**по всем последовательностям от *a* к *b***). Такую последовательность, как и её цену, назовём **кратчайшей**.

Пример таких структур **a** и **b**. Нужно найти кратчайшее преобразование **a** в **b** указанными ниже операциями DCJ:



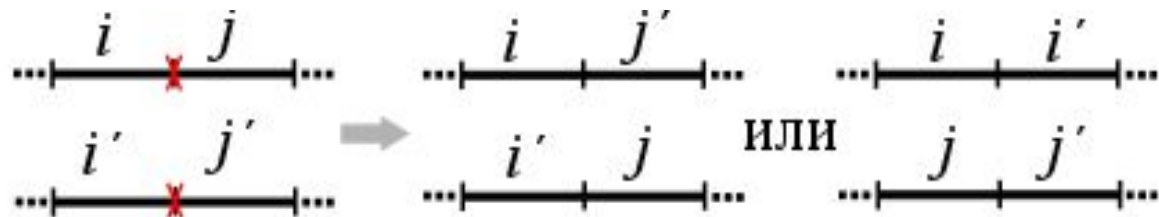
Набор операций **ДСЖ** для Задачи преобразования:

расклеить две вершины и склеить четыре образовавшиеся свободных (т.е. степени 1) края рёбер по-другому (двойная переклейка);

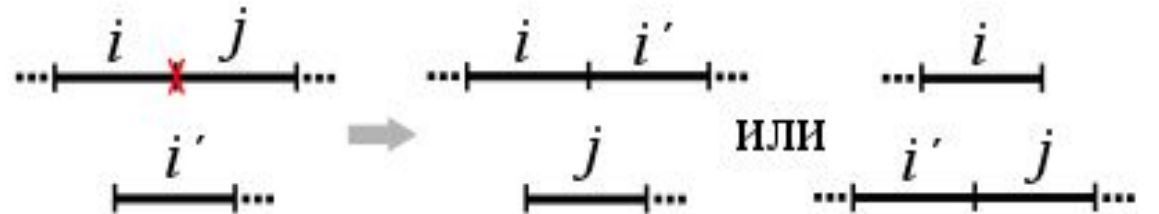
расклеить одну вершину и склеить один из образовавшихся краёв ребра с каким-то свободным краем (полуторная переклейка);

расклеить вершину или, обратная операция, склеить два свободных края (одинарные переклейки).

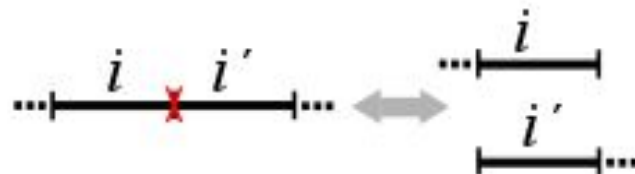
а) Двойная переклейка:



б) Полуторная переклейка:



в) Разрез и склейка:



4 первых операции в задаче преобразования для DCJ :

расклеить какую-либо вершину (***Cut***),

склеить два свободных (т.е. степени 1) края (***OM***);

расклеить вершину (не на краю цепи) **и склеить** один из образовавшихся свободных краёв с уже свободным краем (***SM***);

расклеить две вершины (обе не на краю цепи) **и склеить** образовавшиеся свободные края (***DM***).

(***SM*** и ***DM*** – композиции ***Cut*** и ***OM***. В этом смысле хватило бы только операций ***Cut*** и ***OM***)

Эти четыре операции названы ***DCJ-операциями***, см. figure 1 в нашей статье в **arXiv**.

Разрешены ещё две операции для DCJ : **удалить** (*Rem*)

связный участок рёбер с именами из a , но не из b ;

вставить (*Ins*) такой участок с именами не из a , но из b .

При удалении участка образовавшиеся свободные края склеиваются, а при вставке участка сначала вершина расклеивается (если она не крайняя) и после вставки две пары образовавшихся свободных краёв склеиваются.

Паралогии – рёбра в структуре с одинаковыми именами.

Состав структуры – множество имён в ней.

Теперь будут только две структуры a и b .

до конца семестра будем изучать:

**Точный линейный по времени работы алгоритм
кратчайшего преобразования одной
структуры в другую:**

**неравный состав у a и b , любые цены операций,
паралогов в a и b нет.**

Здесь мы приведём строгое доказательство точности и
линейности алгоритма из K.Yu. Gorbunov, V.A.

Lyubetsky. [Linear time additively exact algorithm for transformation of chain-cycle graphs for arbitrary costs of deletions and insertions](#). Mathematics, 2020, 8, 11.

Случай паралогов рассматривается в другой нашей
статье:

Multiplicatively exact algorithms for transformation and reconstruction of directed path-cycle graphs with repeated edges. Mathematics, 2021, 9, No. 20, Art. 2576.

Русские предварительные вариант этих статей
также лежит здесь.

Компьютерная программы для этих алгоритмов и для алгоритма реконструкции очень востребованы!

Попробуйте ваши силы.

Для циклических структур Задача преобразования строго и полностью рассмотрена в [Лекции 9](#)

– рекомендуем сначала изучить эту лекцию, и только затем начинать материал 2-го семестра!

См. также статью аспиранта В. Новикова.

Ещё ссылки по этой задаче преобразования:

Горбунов К.Ю., Любецкий В.А. Почти точный линейный алгоритм преобразования графов из цепей и циклов, с оптимизацией суммы цен операций // Доклады Академии наук, 2020, том 494, № 6, стр. 26–29. (только формулировки)

K.Yu. Gorbunov, V.A. Lyubetsky. Linear time additively exact algorithm for transformation of chain-cycle graphs for arbitrary costs of deletions and insertions. Mathematics, Nov 10 2020, Vol. 8, No. 11, Art. 2001, 30 pp. (сложное доказательство)

[K.Yu. Gorbunov, V.A. Lyubetsky](#) An almost exact linear complexity algorithm of the shortest transformation of chain-cycle graphs. Eprint, [arXiv:2004.14351](#), Apr 29 2020. (здесь много полезных рисунков)

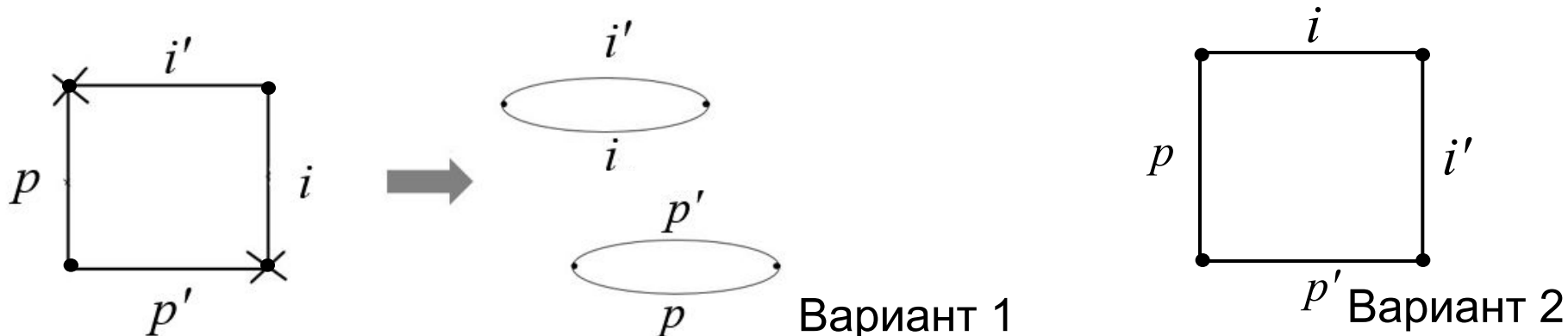
[K.Yu. Gorbunov, V.A. Lyubetsky](#) (2017). Linear algorithm of the minimal reconstruction of structures. Probl of Inform Transmission 53(1):55–72. (особо просто и на русском)

Примеры этих операций над структурой **a**, которые последовательно преобразуют **a** в структуру **b**:

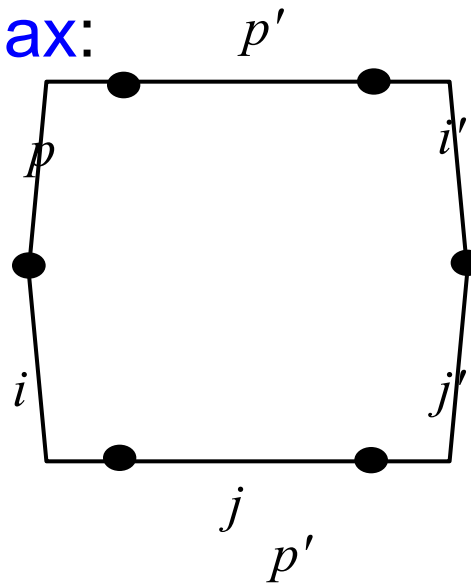
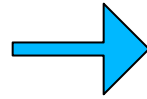
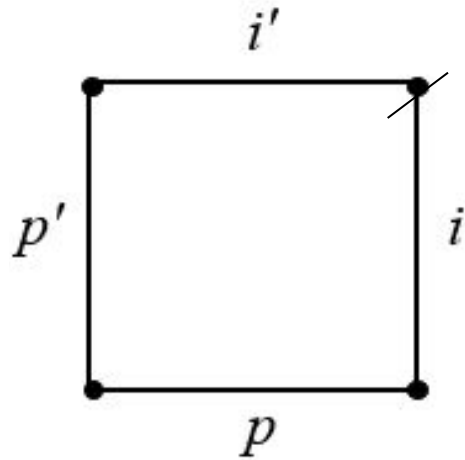
- 1) **удалить** связный участок рёбер с именами из **a**, но не из **b**,
- 2) **вставить** связный участок рёбер с именами из **b**, но не из **a** :



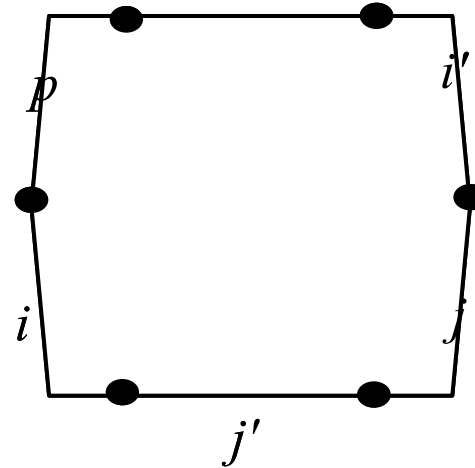
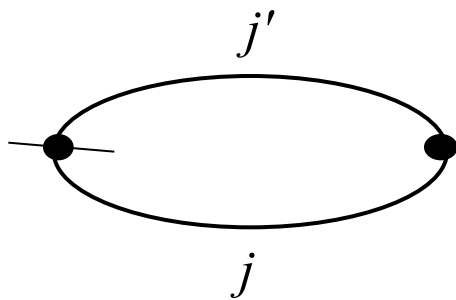
- 3) **переклейка**: расклеить две вершины и склеить по-другому образовавшиеся **свободные** вершины (= края степени 1): пусть разрезы в **одном цикле**



Пусть разрезы в **разных** циклах:



- вариант 1



- вариант 2

Каждой операции приписана **цена** – строго положительное рациональное число. В Лекции 9 алгоритм приведён для равных цен, т.е. каждая операция имеет цену равную 1.

Начало ребра с именем **5** помечаем **5₁** , а его конец помечаем **5₂**.

Важное определение! Общий граф **G** **получается из пары структур** $\langle a, b \rangle$ следующим образом.

В **случае паралогов** общий граф определён в

K.Yu. Gorbunov, V.A. Lyubetsky. [Multiplicatively exact algorithms for transformation and reconstruction of directed path-cycle graphs with repeated edges.](#)

Mathematics, Oct 14 2021, Vol. 9, No. 20, Art. 2576.

Для пары структур $\langle a, b \rangle$ **общим** называется ребро, присутствующее в a и в b . Иначе ребро называется **специальным**.

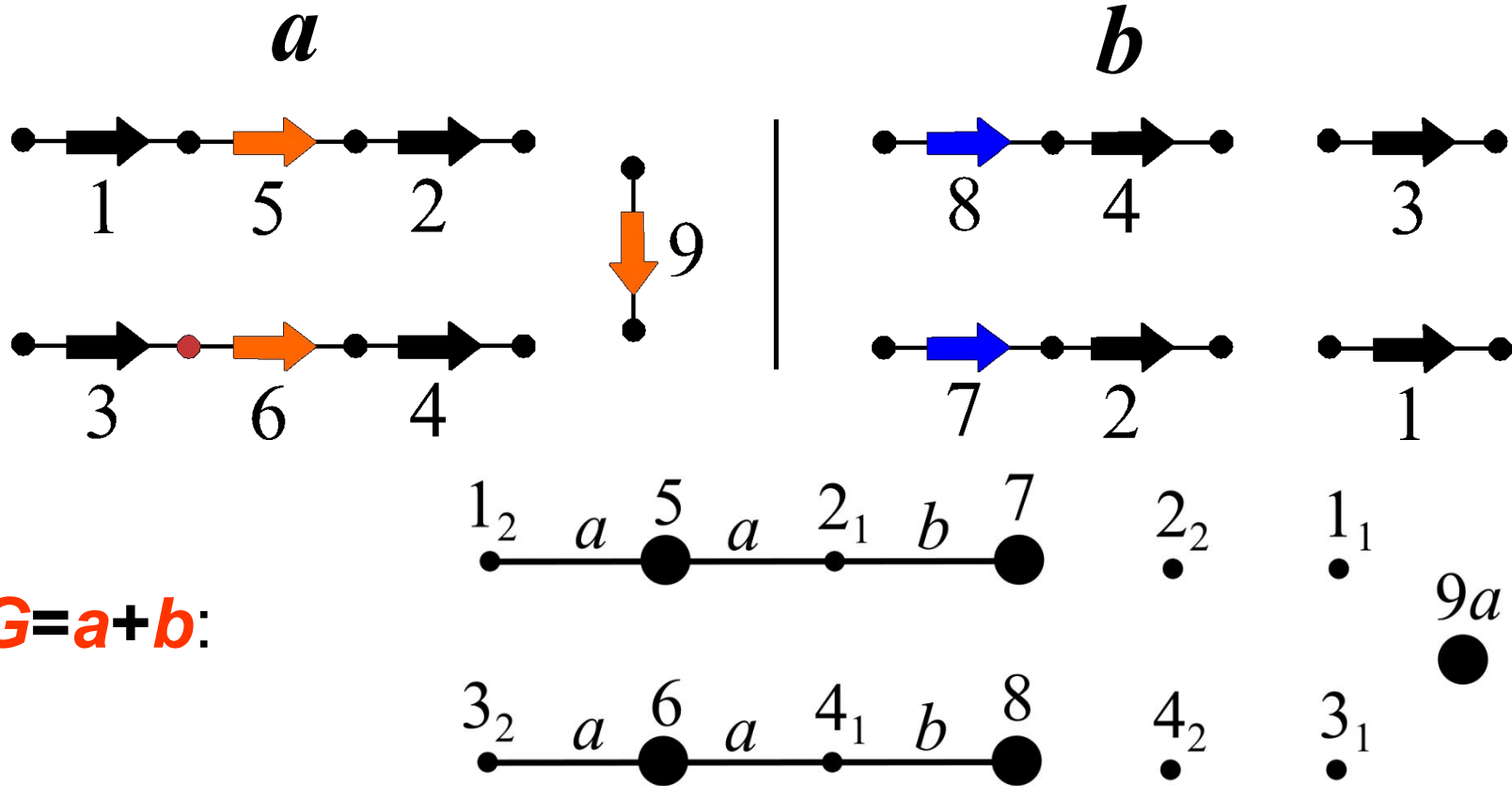
Для пары $\langle a, b \rangle$ **блоком** называется максимальный связный участок, состоящий из только рёбер в a или только рёбер в b , т.е. только из специальных рёбер.

Край блока помечаем именем блока: его начало и конец не различаются, на рисунках они – полужирная точка.

Как получить **общий граф** $G = a + b$ по структурам a и b ?

Сначала примеры 1-2 такого перехода $\langle a, b \rangle \rightarrow G$.

Пример 1. Переход от $\langle a, b \rangle \rightarrow a+b$: склейки в a и b суть рёбра в $a+b$, а несклеенные вершины суть изолированные в $a+b$.

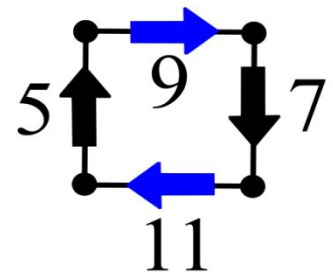
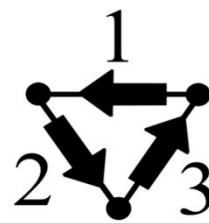
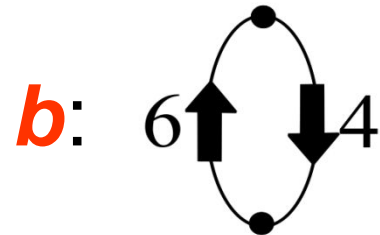
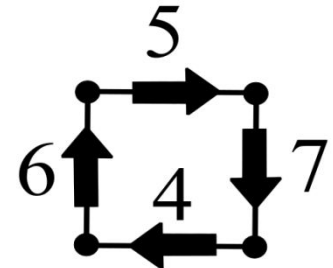
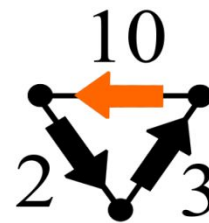
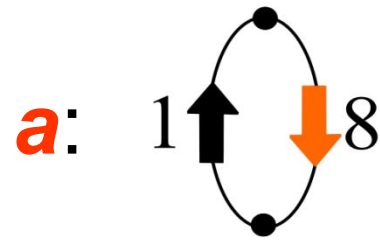


граф $G = a + b$:

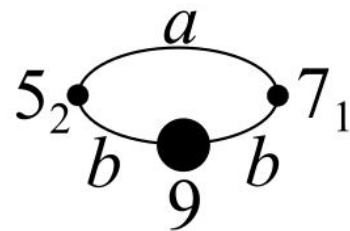
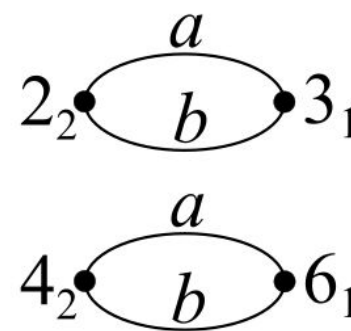
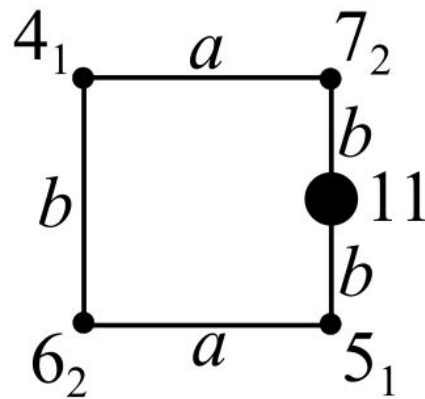
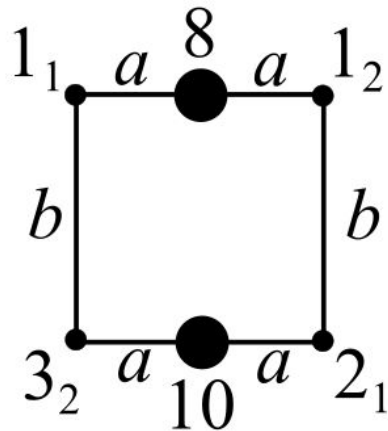
В a и b специальные рёбра помечены цветом, в $G = a + b$ их краям соответствуют жирные точки.

Для любых a и b граф G состоит из циклов и путей, включая изолированные вершины.

Пример 2 : переход от $\langle a, b \rangle \rightarrow G = a + b$.



$G = a + b$:



Как получить **общий граф** $G=a+b$ по структурам a и b ?

Т.е. приведём определение $a+b$:

вершины в G – все края рёбер и блоков в a и b

(у блока один край!),

ребра в G – склейки в a и в b

(кроме склеек внутри блоков).

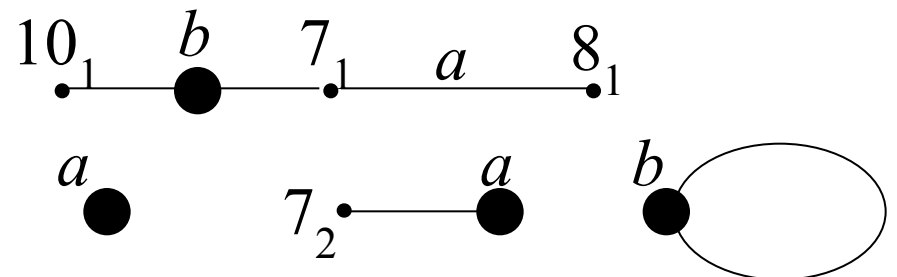
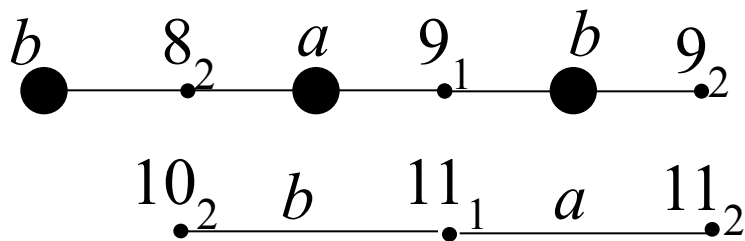
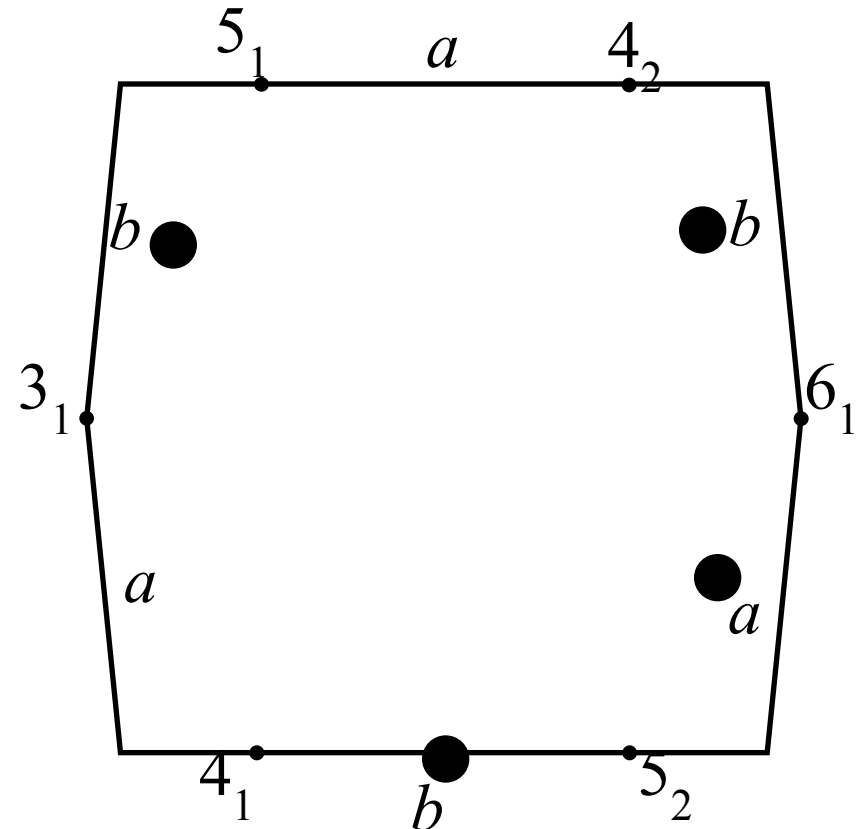
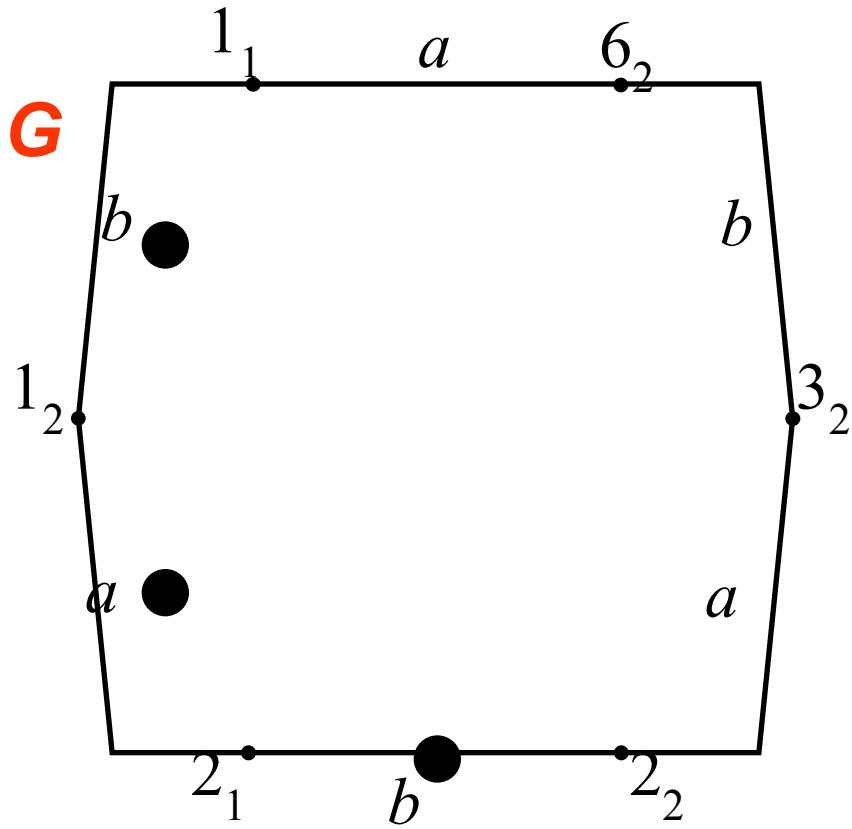
Изолированный блок изображается петлёй –

имя приписано петле и вершине!

Графы a и b однозначно восстанавливаются по G .

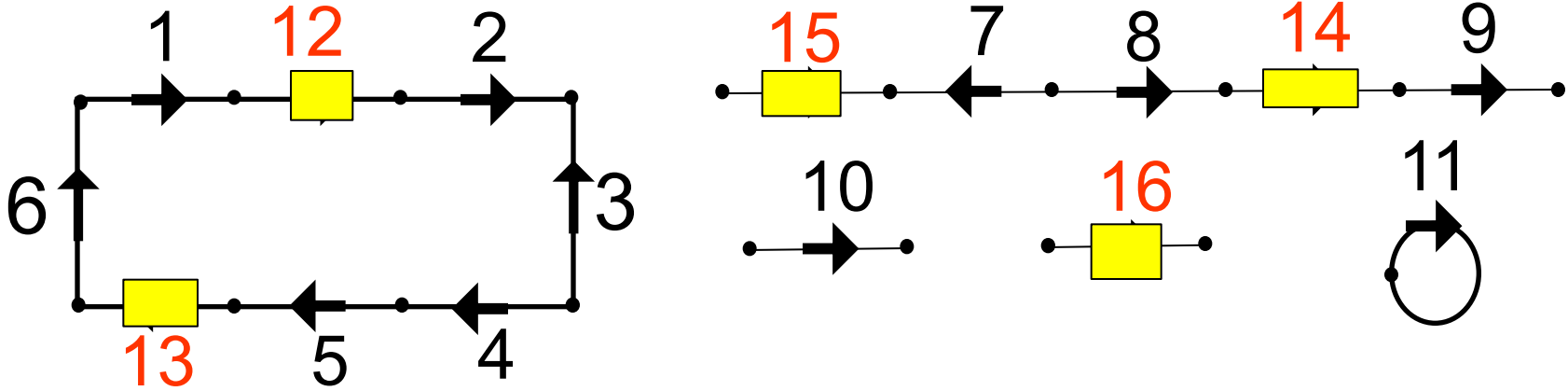
Как? Сформулируйте правило восстановления.

Укажите структуры **a** и **b**, из которых получен следующий общий граф **G**. (Например, 1_2b1_1 это цикл с ребром 1 и блоком 17.)

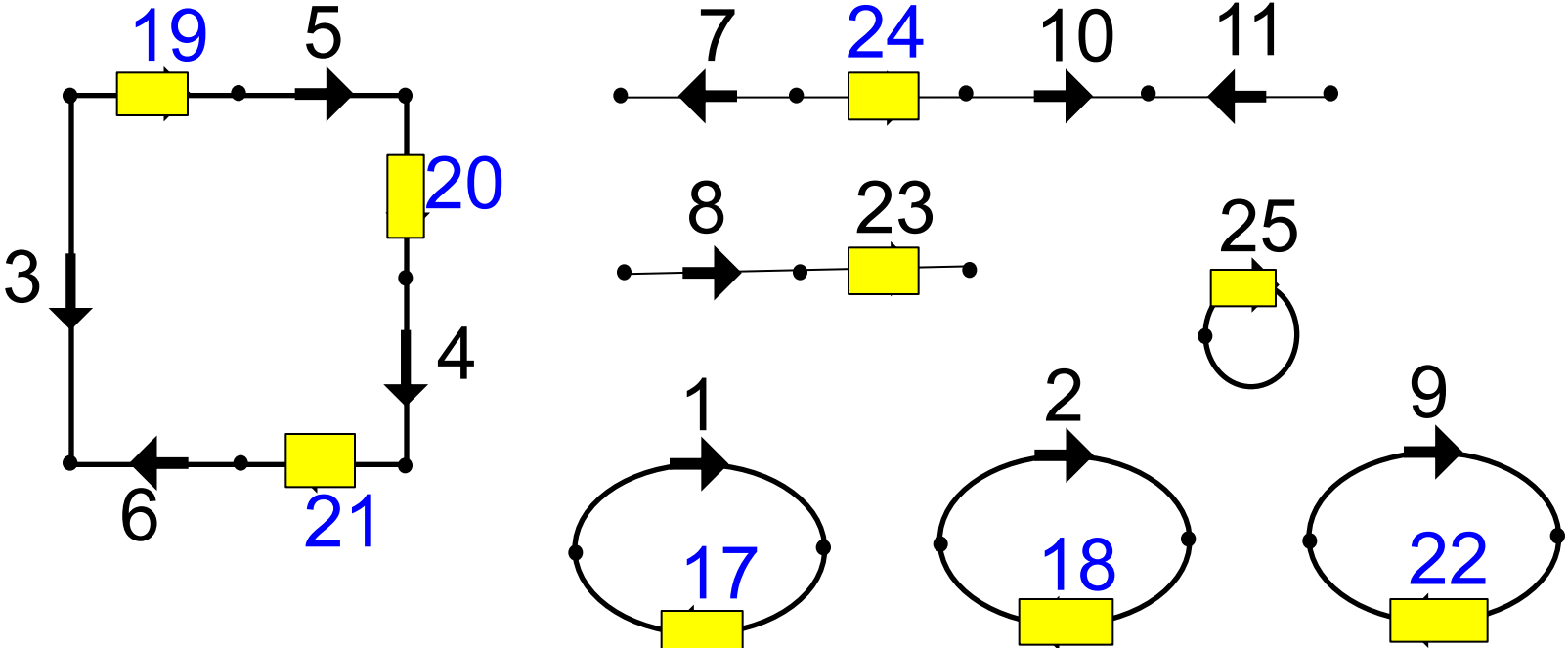


Ответ: $a+b \rightarrow \langle a,b \rangle$. Что тут не восстановилось?

a



b



В $a+b$ могут быть висячие рёбра, петли, изолированные вершины?

Ответ:

В примере 1, если ребра 1 нет, то ребро 5 в a станет в G висячей вершиной a и висячим ребром a (его другой край 21).

Часть определения $a+b$: циклы целиком из специальных рёбер в G суть **петли с пометкой вершиной**. Цепи целиком из специальных рёбер в G суть **помеченные изолированные вершины**.

(Изолированная вершина = точка.)

Вершину внутри aa или bb , и помеченную вершину (цепь длины $=0$ или вершину петли) назовём **сингулярной**; остальные вершины назовём **обычными**.

Ребро, хотя бы один край которого сингулярный, назовём **сингулярным**; другие рёбра, у которых оба края обычные, назовём **обычными**.

Заметим: в компоненте графа G имена a и b чередуются (если в ней a и b , и «двойные» рёбра aa и bb считать за одно). Докажите.

Итак, **графы G** состоят из циклов, цепей, изолированных вершин, у которых каждому ребру приписано имя **a** или **b** ;

некоторым краям цепей (включая некоторые изолированные вершины) и **вершине петли** приписано одно из имён **a** или **b** ;

Разметка с тремя подряд одинаковыми именами запрещена. \square

Край цепи, помеченный **a** или **b** , и само ребро этого края называют ***висячим***. \square

Висячие ребра играют в дальнейшем важную роль.

Отрезком в G назовём максимальный по включению связный участок из обычных рёбер.

В зависимости от длины он чётный или нечётный.

Размером графа G назовём число **обычных** рёбер в нем

+ половина числа сингулярных невисячих и непетельных

рёбер **-** число изолированных сингулярных вершин; 

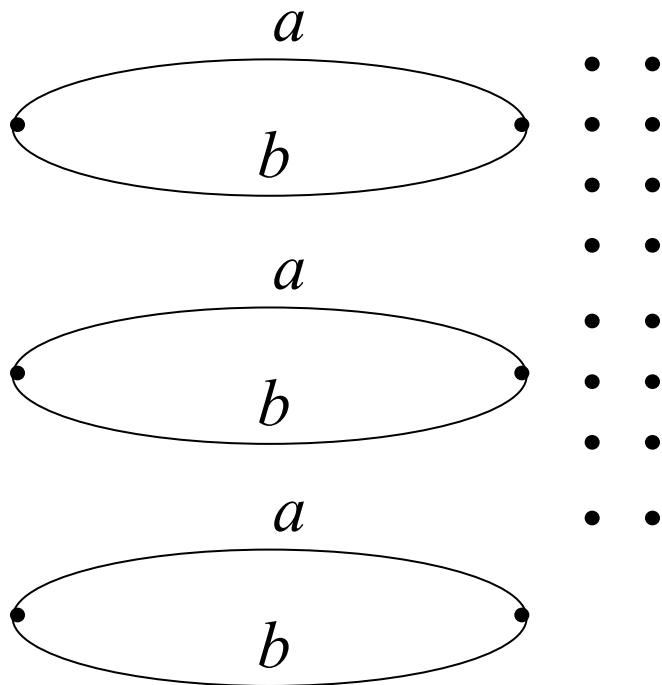
размер сингулярной изолированной вершины равен -1 ;

размер изолированной вершины и петли равен 0 .

У отрезка длина и размер совпадают. \square

У графа G на слайде 17 размер = **17**. Проверьте!

Определение 1. **Финальным графом** (=графом **финального вида**) называется **общий граф G** , состоящий из обычных рёбер циклов длины 2, помеченных буквами =именами **a** и **b** , и ещё из изолированных непомеченных вершин:



На общие графы **G** со структур **переносятся операции** (см. след слайд), для которых **определяются свои цены**.

ЗАДАЧА ПРИВЕДЕНИЯ – найти минимальное приведение данного **G** к финальному виду.

Операции над парами структур переносятся на $a+b$ и наоборот **по коммутативности**:

$$\begin{array}{ccc} \langle a, b \rangle & \xrightarrow{+} & a+b \\ \downarrow o & & \downarrow o'=? \\ \langle o(a), b \rangle & \xrightarrow{+} & o'(a+b) = o(a)+b \end{array}$$

Эта диаграмма определяет связь **операций** в Задаче преобразования и **операций** в Задаче приведения, т.е. связь двух «математических структур» в $\langle a, b \rangle$ и в $a+b$. Исходной является Задача преобразования и для неё операции естественные, а для Задачи приведения они производные и потому несколько корявые.

Лемма 0 (главная-1). Пусть цены DCJ-операций равны между собой, цены удаления сингулярных a - и b -вершин произвольные (обозначим их w_a и w_b , они равны ценам удаления участка в структуре a и вставки участка из структуры b). Задача преобразования a в b , эквивалентна Задаче приведения общего графа $a+b$. Точнее, Кратчайшая цена равна!

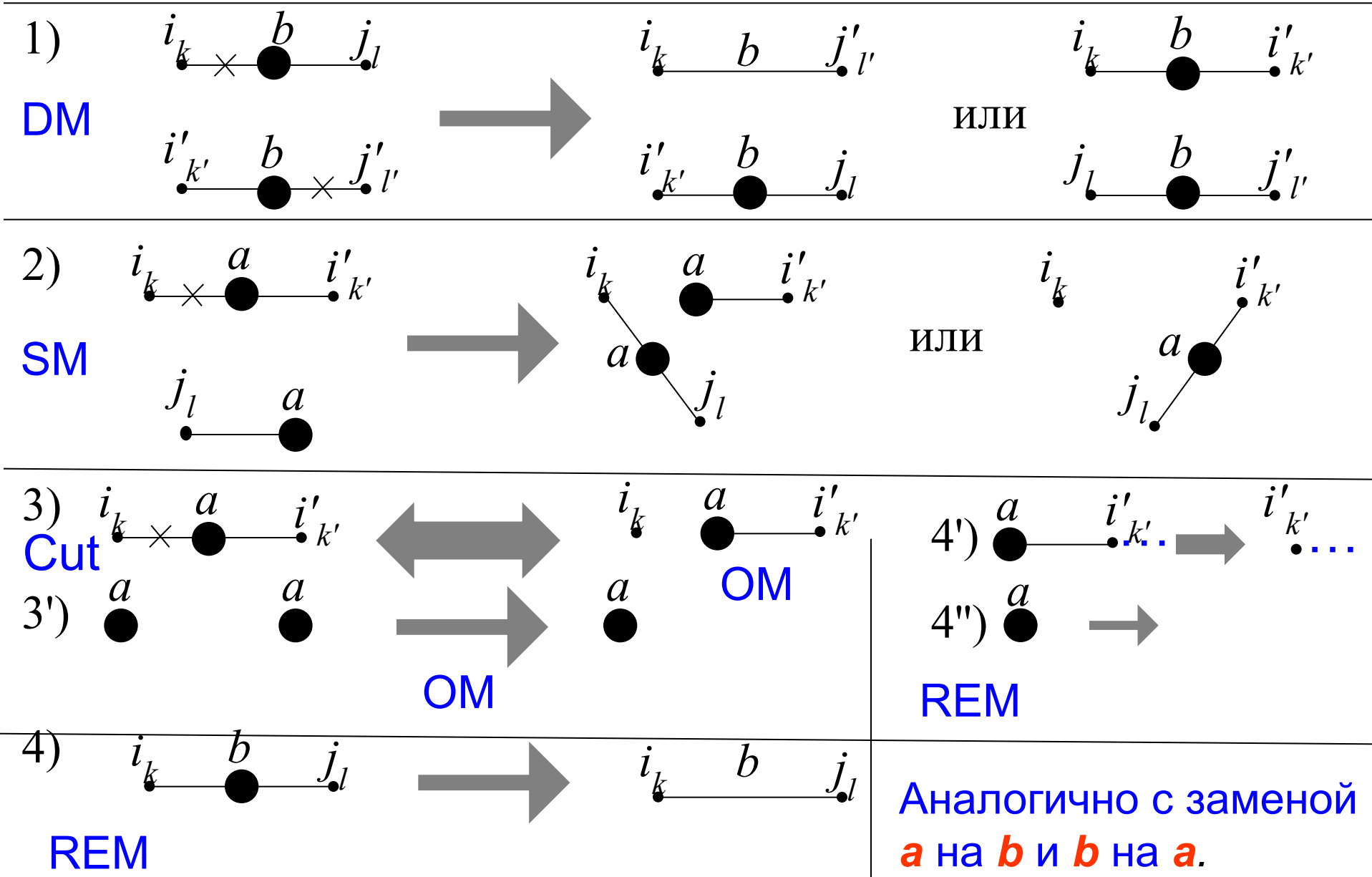
Минимальной цене приведения, и Кратчайшая последовательность преобразуется в Минимальную цепочку; и наоборот **линейным алгоритмом**. \square

Фактически, здесь достаточно условия на цены:

$$DM = SM, OM + \text{Cut} \geq SM \geq \max\{OM, \text{Cut}\}.$$

Это связь Задачи Преобразования и Задачи Приведения.

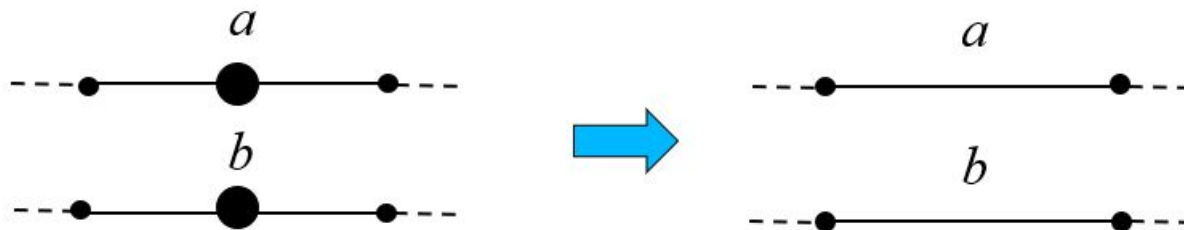
Операция над **G** называется одноимённо с операцией над структурой: как **DCJ**-операции и **удаление**. Они **примерно** такие:



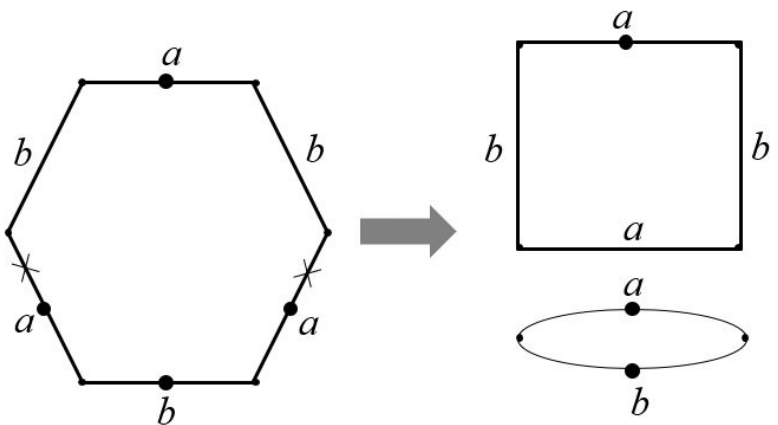
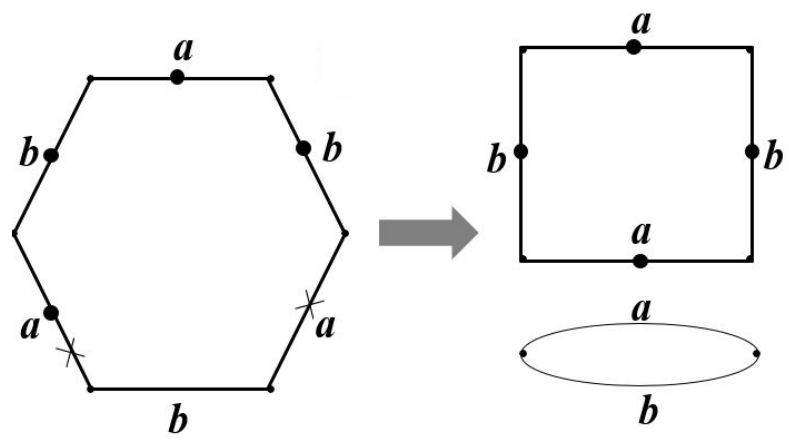
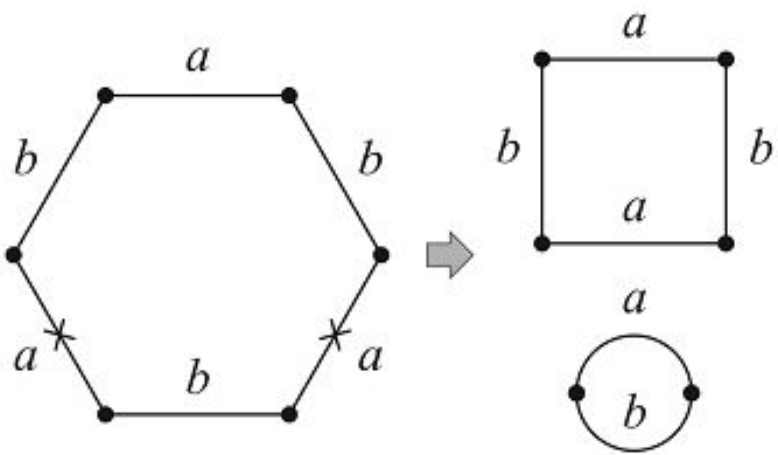
Примеры применения этих ДСЖ (= каждая из них называется **переклейкой**) и операции **удаления** к графу

$G = a+b$:

1) **Rem**: два идущих подряд **aa** или **bb** ребра заменить на одно ребро с тем же именем:



2) **DM-переклейка**: удалить два ребра с одинаковой пометкой и образовавшиеся свободные края соединить рёбрами с той же пометкой. Если образуется ребро с сингулярными концами, то стянуть его в сингулярную вершину (**объединение** вершин):



Здесь **DM** для **цикла** – частный случай.

Точное определение! **Одинарная склейка (ОМ): добавление a -ребра между** свободными вершинами:

(1) обычными b -инцидентными вершинами; обычной b -инцидентной и a -висячей; обычной b -инцидентной и изолированной без пометки; обычной b -инцидентной и изолированной с a -пометкой;

двумя изолированными, если обе не b -помечены;

(2) двумя a -висячими; (3) изолированной (обычной или с a -пометкой) и a -висячей. Аналогично с b вместо a .

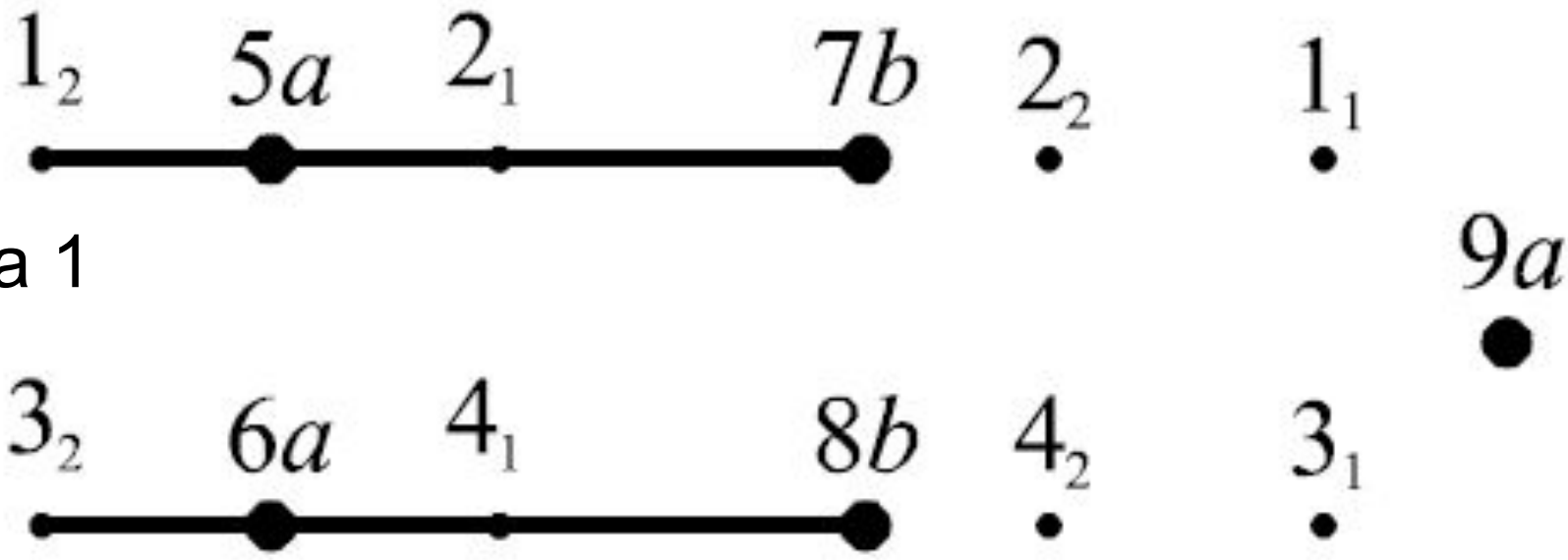
Задача: проверить это и ниже описания операций над $a+b$ на коммутативность диаграммы. \square

Отвлечёмся на пример приведения:

G

из

примера 1



Пусть цены всех операций равные. Приведение этого **G**: OM-

замкнуть в цикл каждую из двух цепей, затем выполнить 5 удалений сингулярных вершин (выпишите цепочку операций).

Приведение **7-ю** операциями. Но используя SM можно обойтись **5-ю** операциями

(в этом проблема Задачи приведения). □

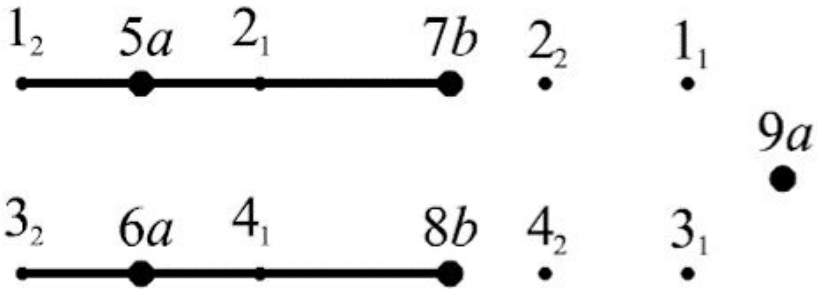
При разных ценах операций Задача приведения зн-о сложнее.

Точное определение! **Полуторная переклейка (SM)**: удалить ребро и **добавить ребра с той же пометкой**, соединяющего **один из образовавшихся свободных краёв** со свободным:

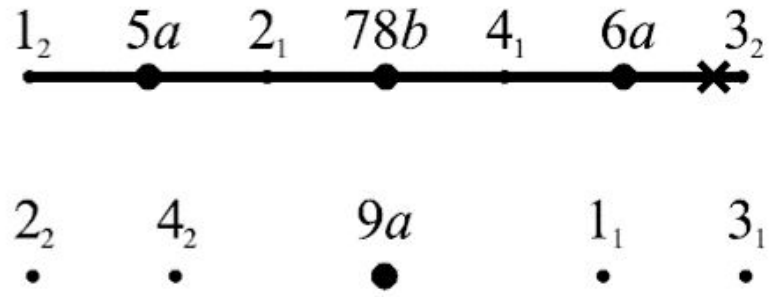
- 1) **обычным** краем ребра с альтернативной пометкой (или изолированной без пометки), или свободной висячей вершиной с той же пометкой или с **сингулярной** изолированной вершиной с той же пометкой.
- 3) Если SM применяется к крайнему *a*-ребру цепи, то как выше (если участвует край цепи); или (если участвует внутренняя вершина удалённого ребра) остаётся изолированная вершина и соединить *a*-ребром внутреннюю (*a*- или без пометки) вершину цепи с *b*-инцидентной или с *a*-висячей или с изолированной (*a*-помеченной или обычной). Аналогично с заменой ***b*** на ***a***.

Во всех операциях, если образовались две смежные
одноимённые сингулярные вершины, то
соединяющее их ребро стягивается в точку,
и эти две вершины **объединяются** в одну.

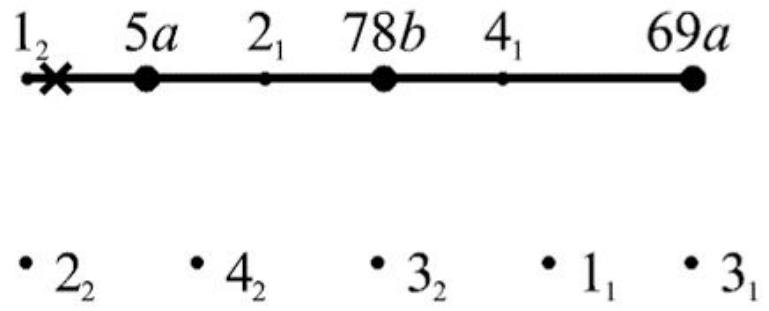
1) Общий граф **G**. **OM** для $7b-8b$



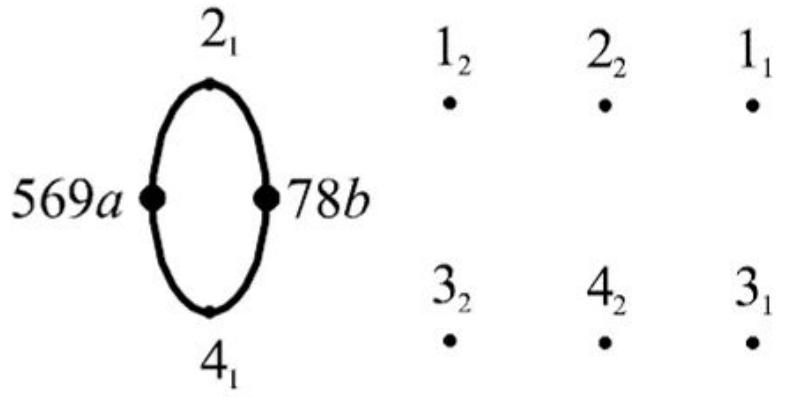
2) **SM** для крестика



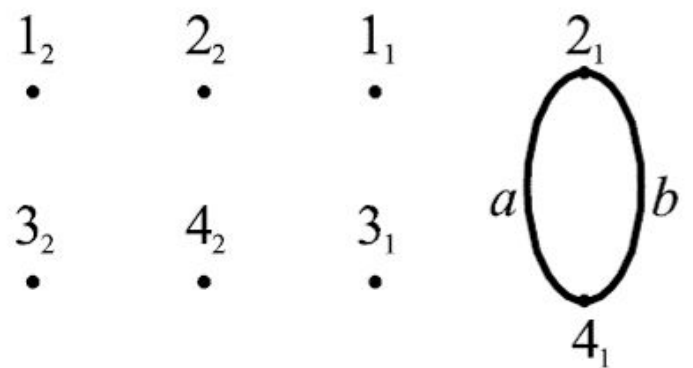
3) **SM** для крестика



4-5) **a-Rem** и **b-Rem**



финальный граф для **G**



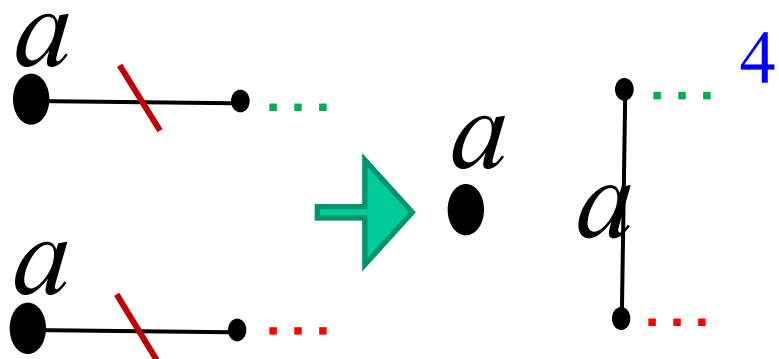
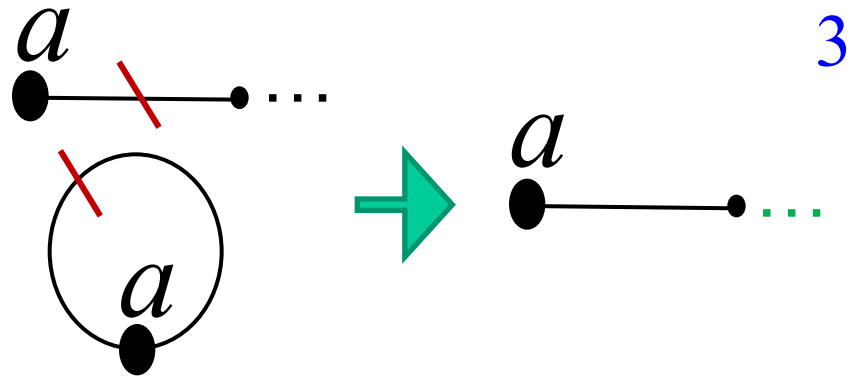
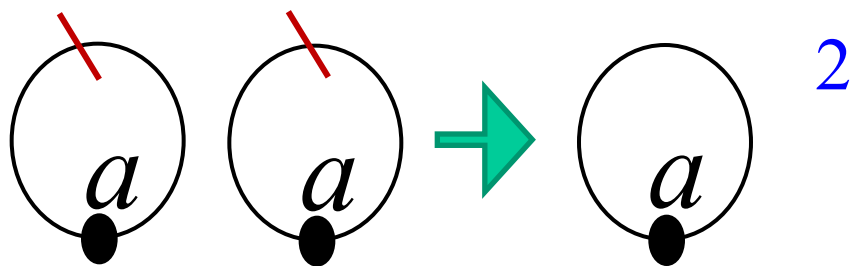
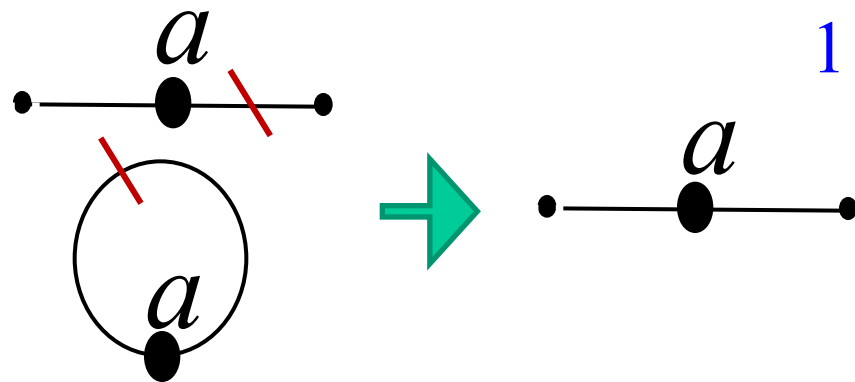
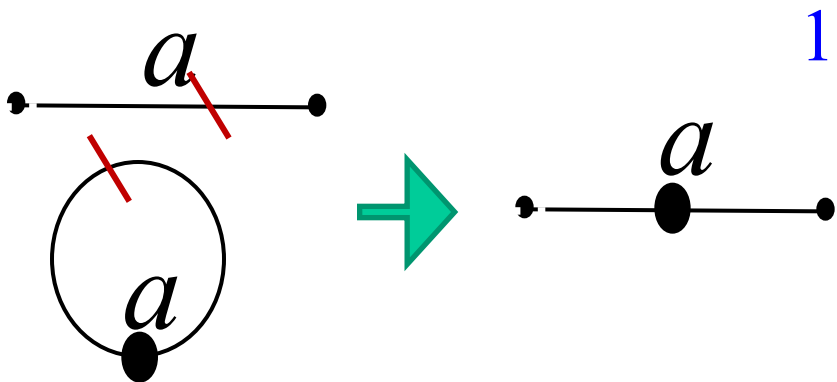
Для того же **G** из примера 1 приведение **5-ю** операциями, и это уже минимальное приведение !

Точное определение! **Двойная переклейка (DM)**: на слайде 26

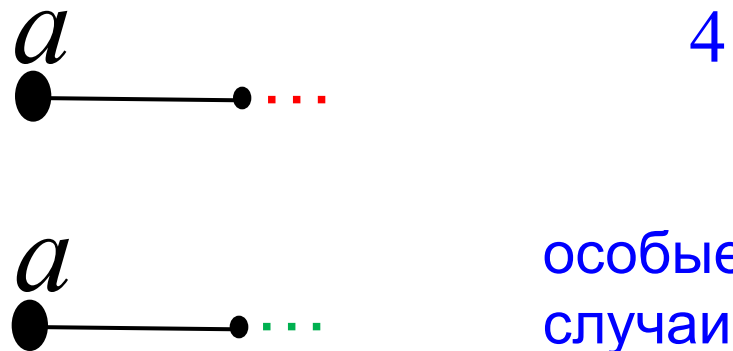
общий случай – удаляются два одноименных ребра и четыре
освободившихся края переклеиваются этими рёбрами.

Особые случаи: (Аналогично для ***b*** вместо ***a***.)

- 1) если ***a*-петля и непетлевое-невисячее**, то на месте удалённого: ***aa***
(если оно обычное) или то же самое (если сингулярное);
- 2) **две *a*-петли** дают одну ***a*-петлю**;
- 3) ***a*-петля** и ***a*-висячая** дают то же самое, но без исходной петли;
- 4) **две *a*-висячих**, результат отличается цифр пометкой или даёт ***a*-**
изолированную и ***a*-ребро** между цепями от обычных вершин.



ИЛИ



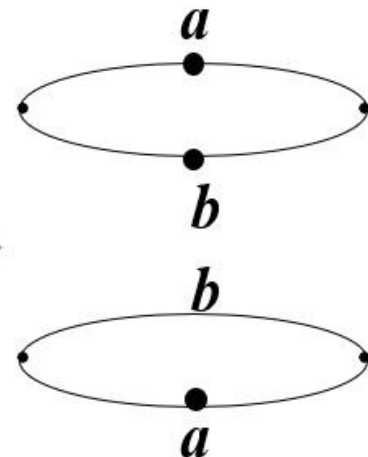
особые
случаи
DM

Предполагается (только) равенство цен DCJ-операций.

ТЕОРЕМА 1А. Построен линейный точный Алгоритм **М** приведения любого графа **G**.

Ниже излагается **этот алгоритм** и доказываются его свойства. При этом важную роль играют свойства вспомогательного Автономного алгоритма.

Примитивным называется
финальный вид или такой вид:



Автономным алгоритмом A (=автономным приведением) назовём последовательность операций над графом G :

ВЫРЕЗАТЬ все обычные рёбра;

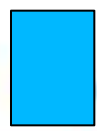
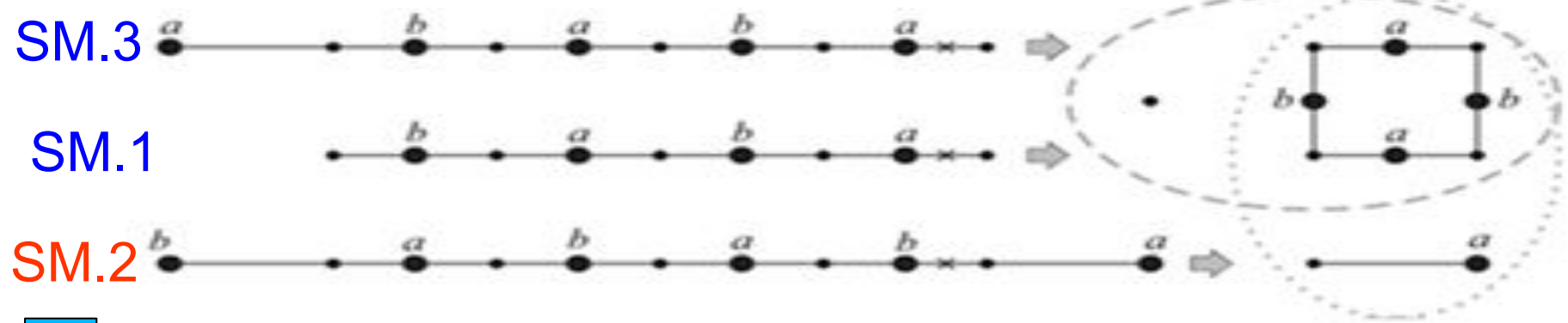
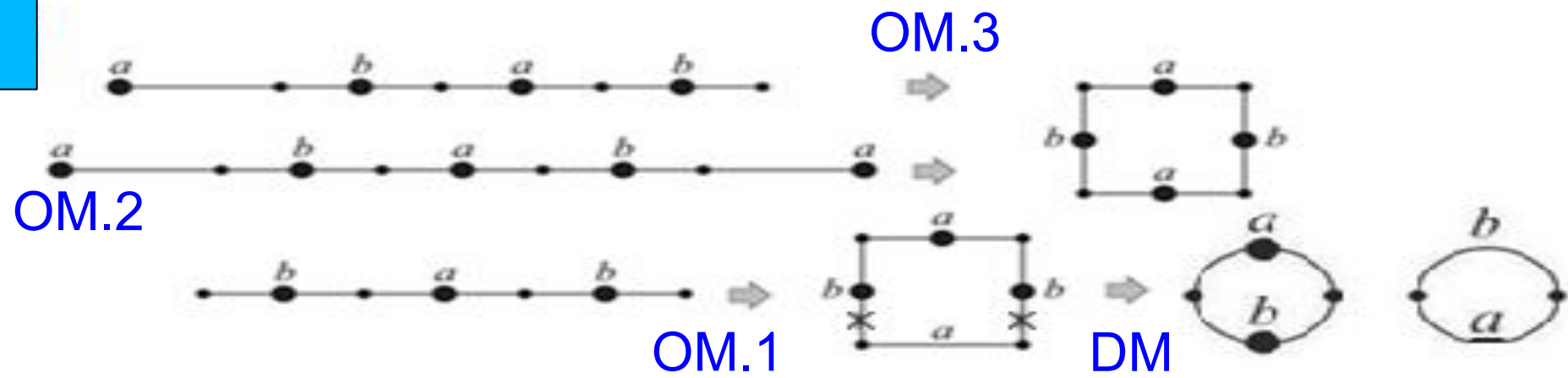
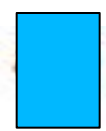
замкнуть цепи (размера >0) в циклы операцией OM или SM (если OM не позволяет замкнуть края цепи, то: SM – удаляем крайнее невисячее ребро, так что остаётся изолированная обычная вершина; иначе края цепи разноимённые висячие – удаляем 2-е с края b -ребро (если b -удаление дороже), так что остаётся висячее a -ребро; если образуется обычное ребро, то вырежем его);

измельчить все циклы до примитивных операцией DM, при которой из цикла вырезается цикл размера 2 с самой дешёвой сингулярной вершиной (если она дешевле цен DCJ);

удалить все сингулярные вершины и петли.

Автономной ценой $A(G)$ графа G назовём суммарную цену цепочки его автономного приведения.

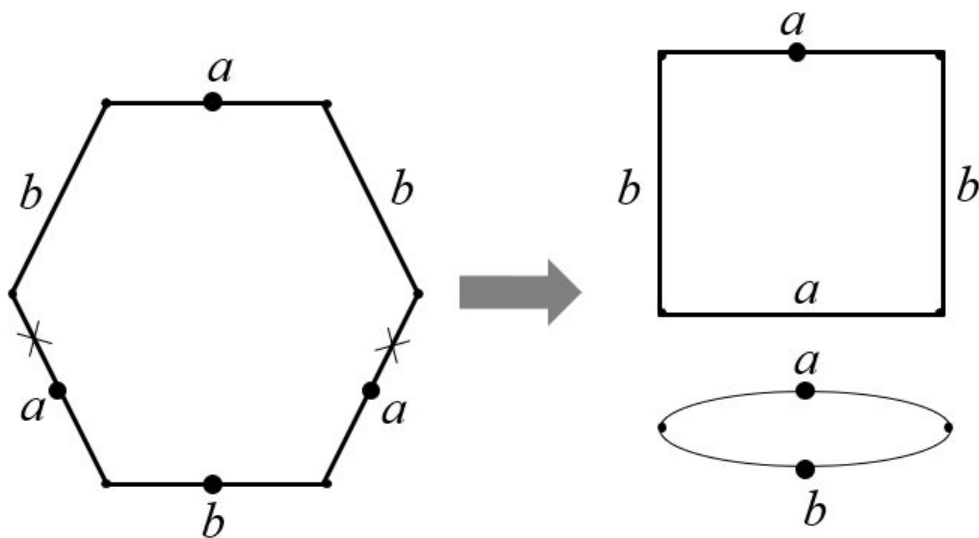
Как **ЗАМКНУТЬ** цепь в цикл ДСЖ-операциями? Ответ:
 (типы цепи сверху вниз: *1b*, *2b*, *3b*, *1a*, *3*, *2* – все случаи!)



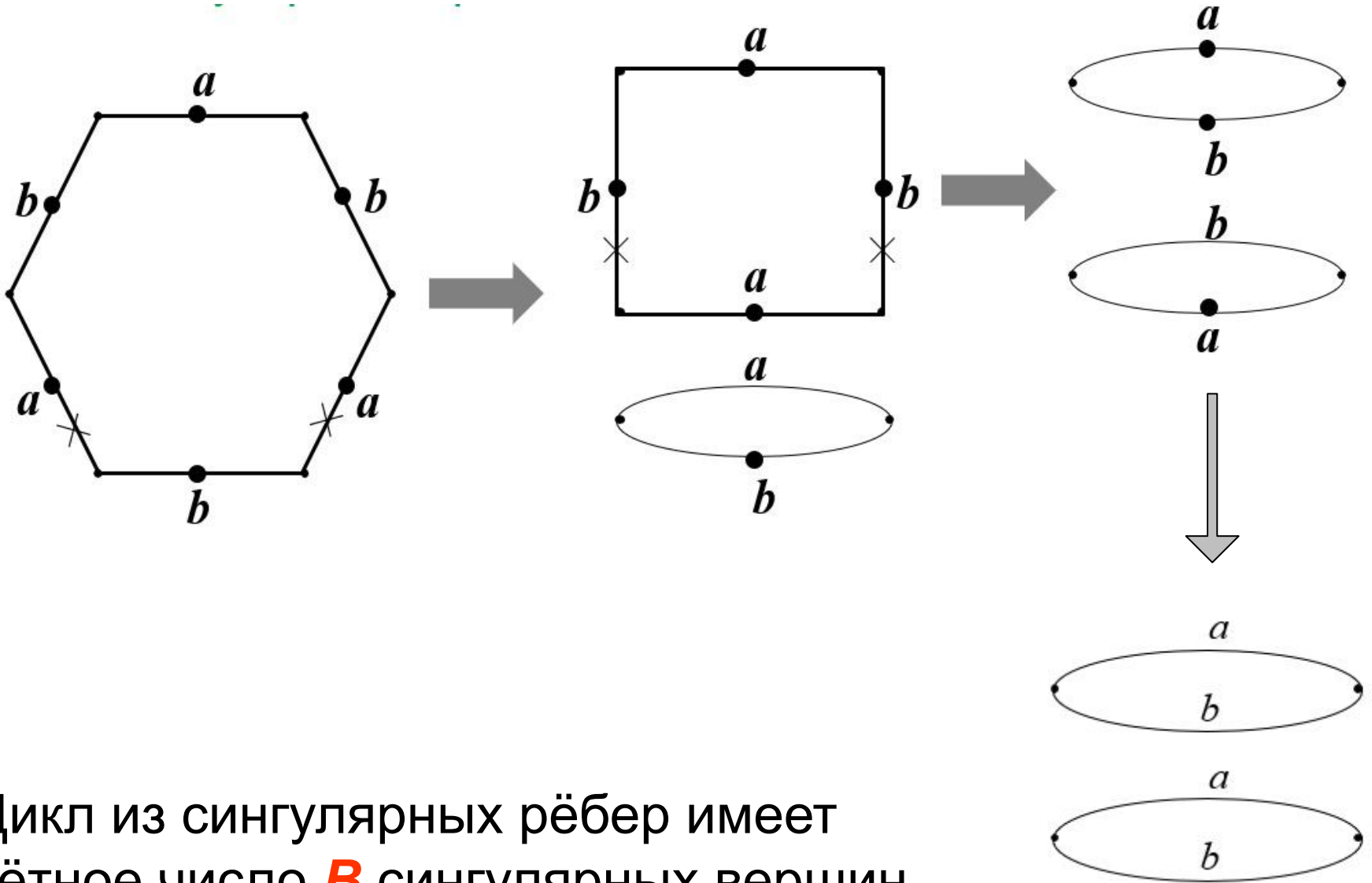
При замыкании обычное ребро может появиться!

Нап-р, при замыкании цепи $aabbaa$ появляется обычное ребро b .

Тогда его нужно **вырезать**: в результате цепь не образуется и обычных рёбер уже нет:

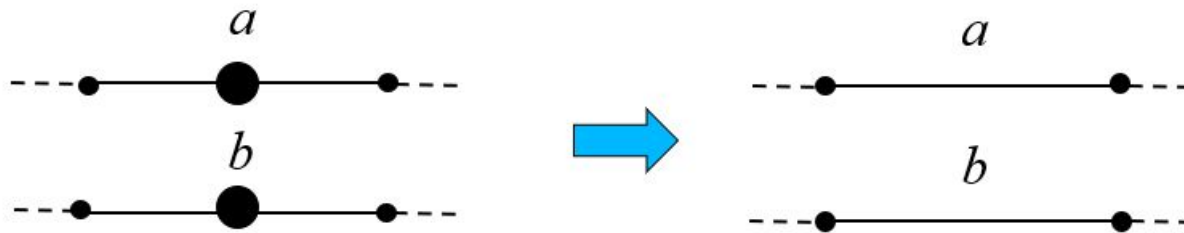


Как **ИЗМЕЛЬЧИТЬ** цикл ? (Затем **удалить** сингулярные вершины.)



Цикл из сингулярных рёбер имеет чётное число **B** сингулярных вершин.

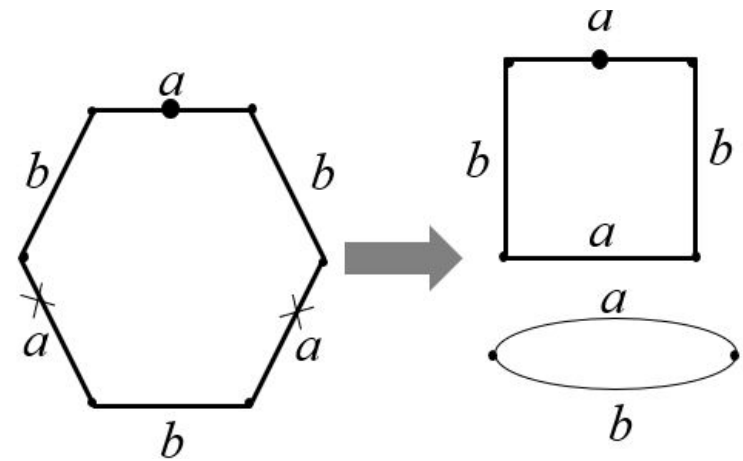
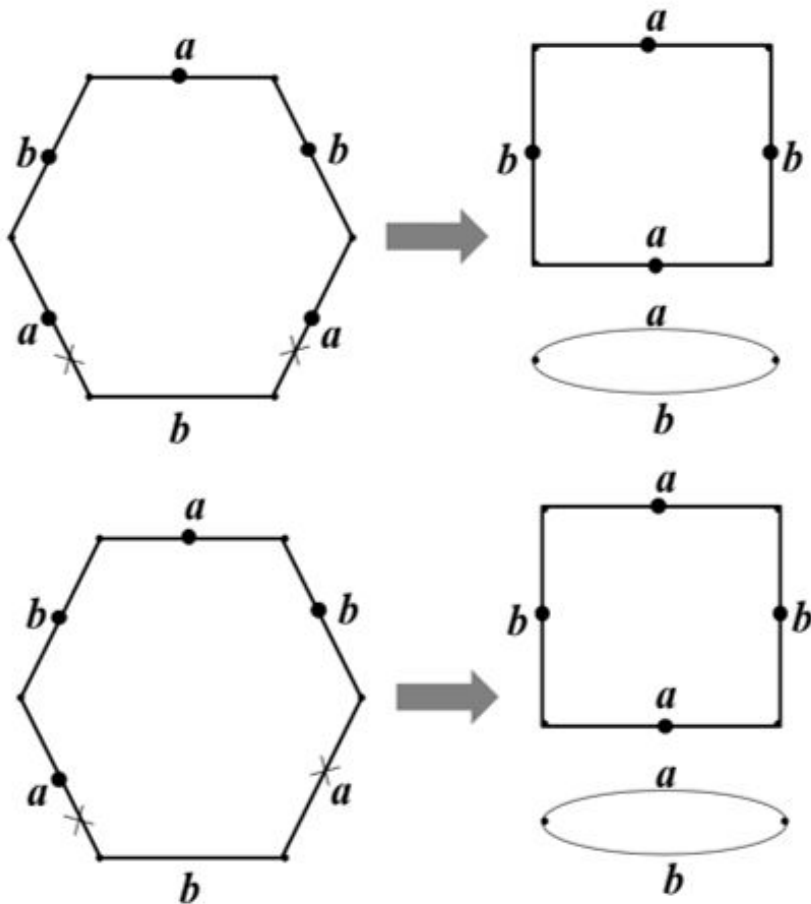
Удаление сингулярной вершины: два идущих подряд ребра *aa* или *bb* заменить одним ребром с тем же именем:



Висячая удаляется с её ребром; от изолированного ребра остаётся обычная вершина; от сингулярной вершины ничего не остаётся. [См. слайд 26.](#)

Если в G имеется какое-то обычное ребро X , то его следует ВЫРЕЗАТЬ. Это ОЗНАЧАЕТ применить операции переклейки к рёбрам соседним к X .

Примеры:



На следующем слайде показаны все случаи

ВЫРЕЗАНИЯ: соседи вырезаемого ребра есть

сингулярное невисячее и обычное,

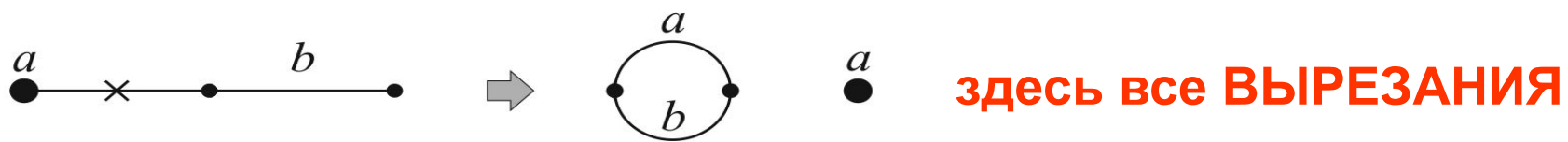
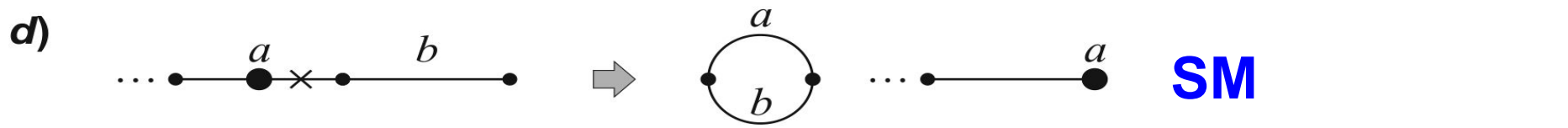
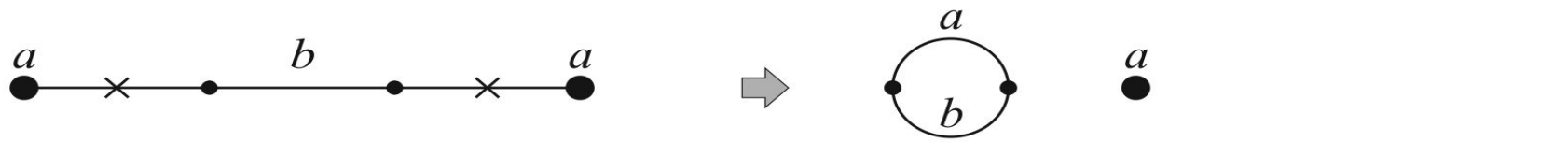
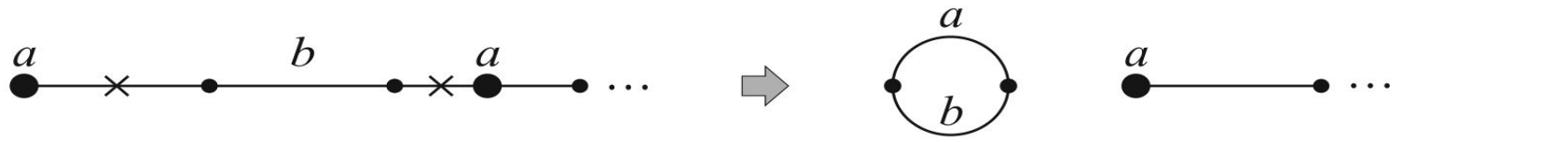
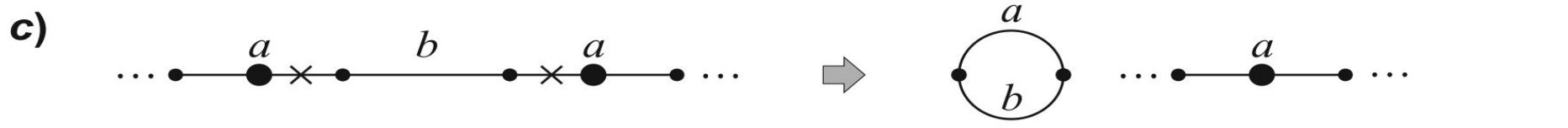
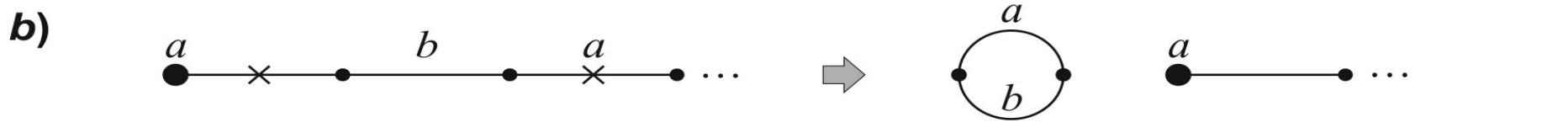
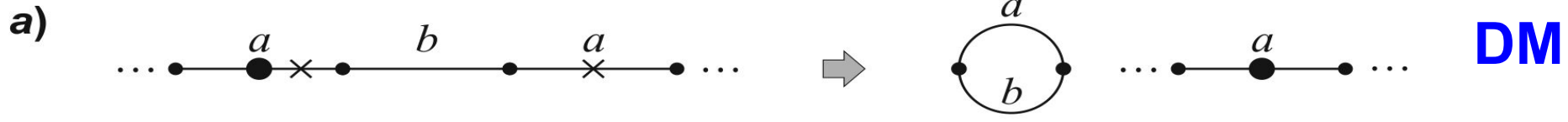
сингулярное висячее и обычное,

оба сингулярные невисячие,

сингулярное и 1 висячее,

оба сингулярных висячих,

обычное крайнее и сингулярное невисячее или висячее.

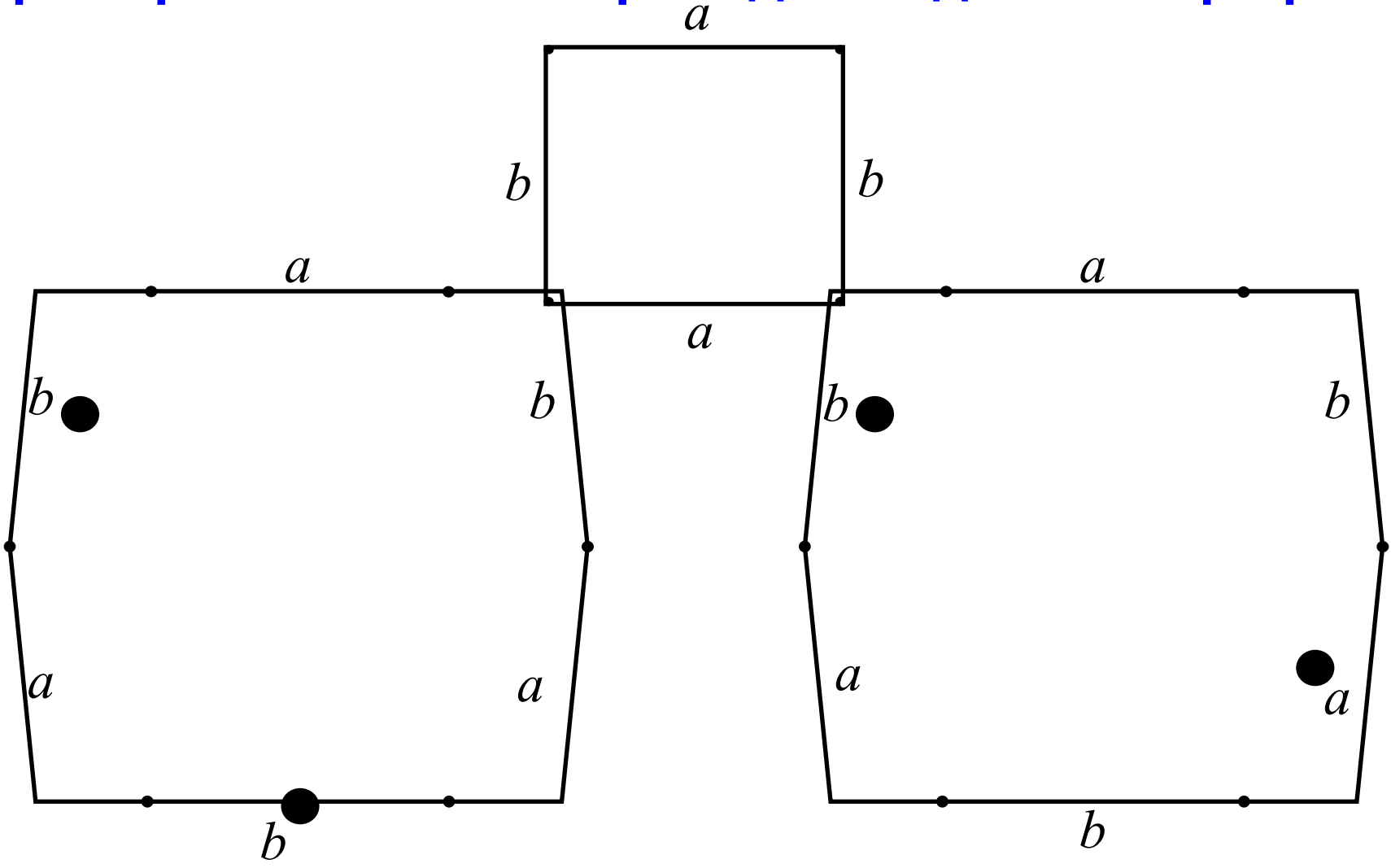


Обычные рёбра внутри цепи удаляются **DM** справа налево: остаётся одно ребро (если отрезок нечётный) или два ребра (если он чётный). В обоих случаях как выше.

Обычные рёбра с краю цепи удаляются **SM** с предкрая отрезка: если осталось 1 обычное, то образуется висячее (как выше). 1 изолированное-обычное с помощью **Cut**.

Отрезки удаляются в начале будущего алгоритма и больше не появляются, **кроме обычного ребра внутри цепи**.

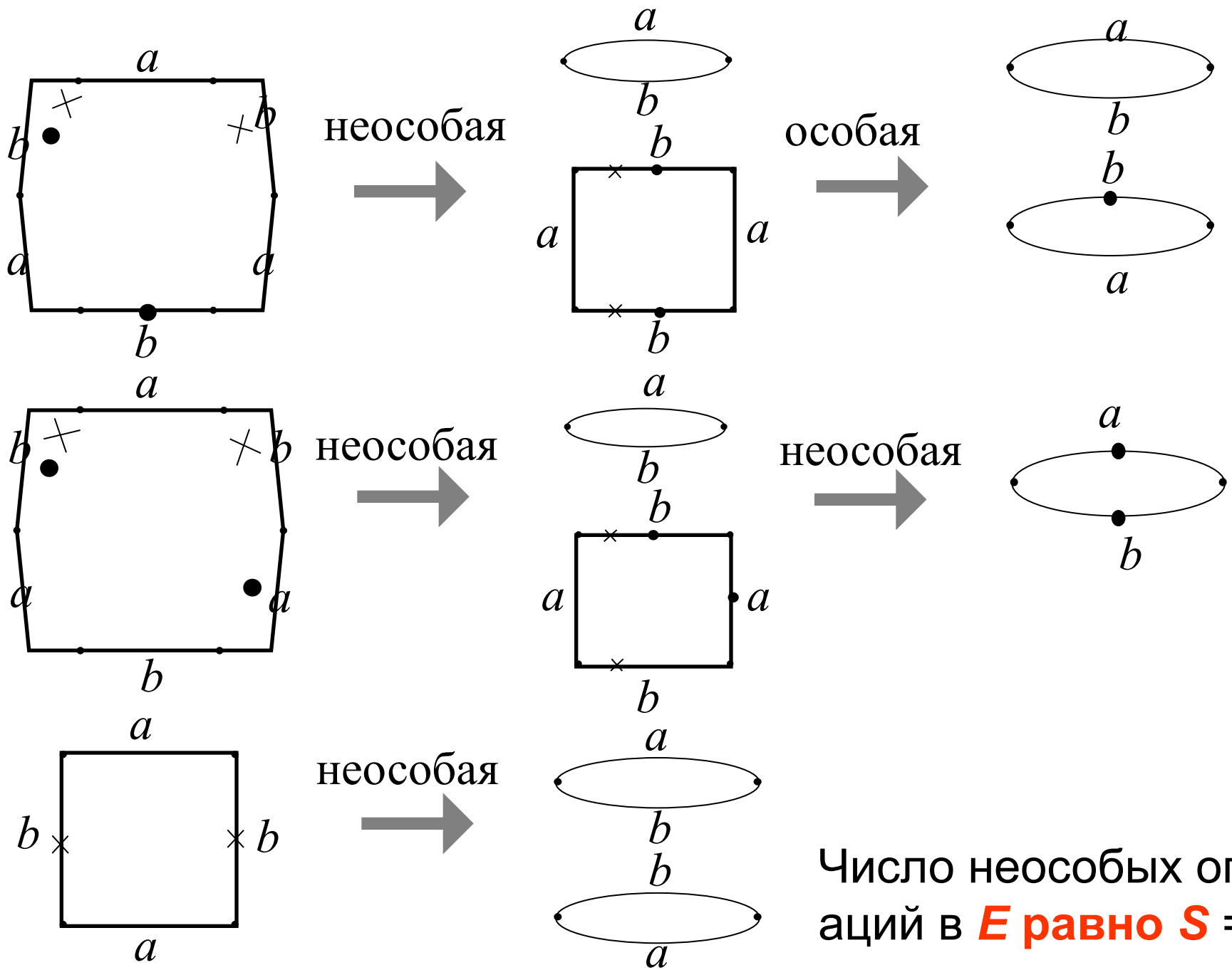
Пример автономного приведения данного графа G :



Определение 2а. Операция, которая уменьшает число сингулярных вершин в G , называется ОСОБОЙ.

Иначе **НЕОСОБОЙ**.

Автономное приведение G , получим цепочку E :



Число неособых операций в E равно $S = 4$.

Определение 3.

СИСТЕМОЙ УЧАСТКОВ в приводящей цепочке **E** (от **G**)

назовём любое множество связанных участков,

пересекающихся по последнему графу из каждого

участка и покрывающих всю цепочку

(последний граф каждого участка является первым

графом следующего участка, кроме последнего участка):

$$E: G \rightarrow \dots \rightarrow R \rightarrow \dots \rightarrow S \rightarrow \dots \rightarrow \phi_g$$

$$\Phi_g G \rightarrow \dots \rightarrow [R \dots \rightarrow R'] \dots \dots \rightarrow \dots \dots [S \rightarrow \dots \rightarrow]$$

Обозначим **c(s)** сумму цен всех операций в участке **s**.

Определения 4. *Приводящий алгоритм* – это алг на графе G , который выдаёт приводящую цепочку для G вместе с системой участков в ней, и этот алгоритм тождественен на конечном графе. Пусть $T(E) = T(G, E)$ – **сумма цен операций в E** .

Качество $P(s)$ участка $s = G \dots R$ равно

$$P(s) = \underline{A(G) - A(R) - c(s)}.$$

Суммарное качество $P(E)$ цепочки E равно

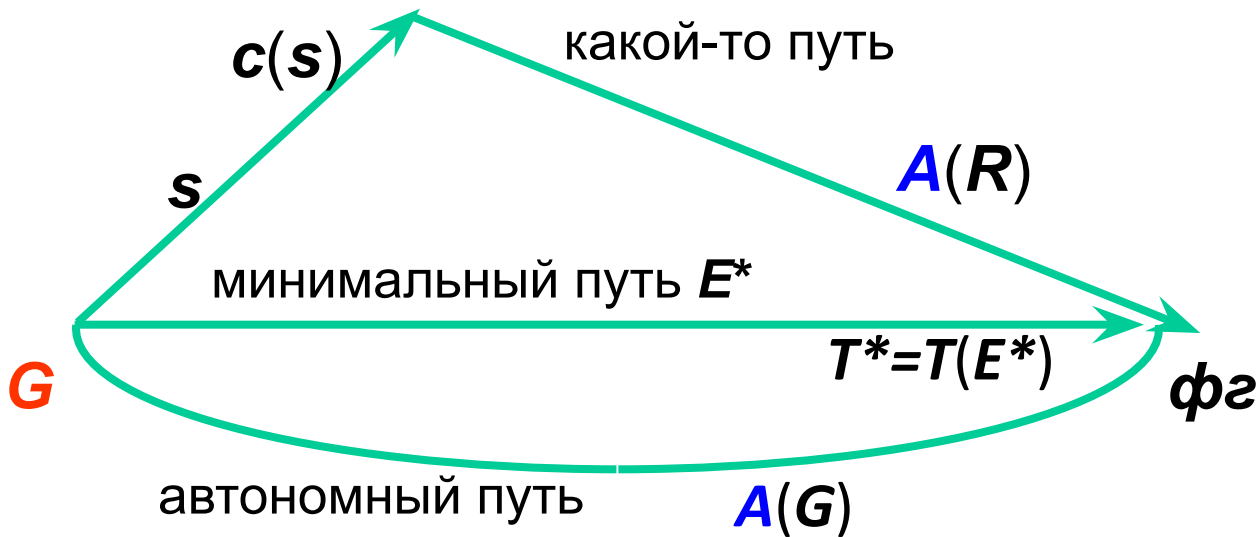
$$P(E) = \sum_s P(s), \text{ т.е.}$$

сумме **качеств** $P(s)$ каждого участка s ; s – композиция операций.

В следующей Лемме 2 *автономный алгоритм A* – любой фиксированный приводящий алгоритм, а *финальный граф* – любой фиксированный граф, не обязательно конкретного вида, определённого выше.

обозначим $A(\square)$ цепочку автономного приведения на данном аргументе \square , т.е. от G до ϕg и от R до ϕg . И ещё выделен **участок**

$s = G \dots R$ в приводящей цепочке E , которая начинается с G .
основной слайд!



< Если $P(s) = A(G) - A(R) - c(s) > 0$, т.е. $A(G) > A(R) + c(s)$, то переход в состояние R выгодно, чтобы найти кратчайшее приведение G . Т.е. **качество участка $P(s)$ хорошее**, если $P(s) > 0$, и тем лучше, чем больше $P(s)$. Аналогично для $P(E) = \square_s P(s)$. >

Лемма 2. Для любой приводящей цепочки E с системой участков, которая начинается с графа $G = G(E)$ выполняется

$$T(E) = A(G) - P(E) \rightarrow \min .$$

Доказательство.

$$E: G \rightarrow \dots \rightarrow R \rightarrow \dots \rightarrow S \rightarrow \dots \rightarrow \varphi g$$

$$\Phi g \left[\begin{array}{c} G \rightarrow \dots \rightarrow [R \dots \rightarrow R'] \dots \dots \rightarrow \dots \dots [S \rightarrow \dots \rightarrow \dots] \end{array} \right]$$

$$A(G) - T(E) = P(E), \quad \square E ,$$

где, например, $P(G, s) = A(G) - A(s(G)) - c(s)$ и s – первый участок в E . Индукцией по числу участков в E . \square

Смысл Леммы 2: чтобы $T(E)$ (где $G=G(E)$ фиксировано – **закреплённый конец**) было минимальным $P(E)$ должно быть максимальным! Значит нужно подобрать такую цепочку E^* и систему участков в ней, чтобы $P(E^*)$ было максимальным по всем E для данного G .

Тогда $T(G, E^*)$ с этим E^* будет минимальным:

$$T(G, E^*) = A(G) - P(E^*) .$$

Итак, по G хотим выдать **приводящую цепочку E^*** с максимальным качеством, а система участков в E^* в ней может быть любой (=последовательность останется кратчайшей)!

Оказывается это можно сделать алгоритмически: линейно по сложности и точно по результату !!

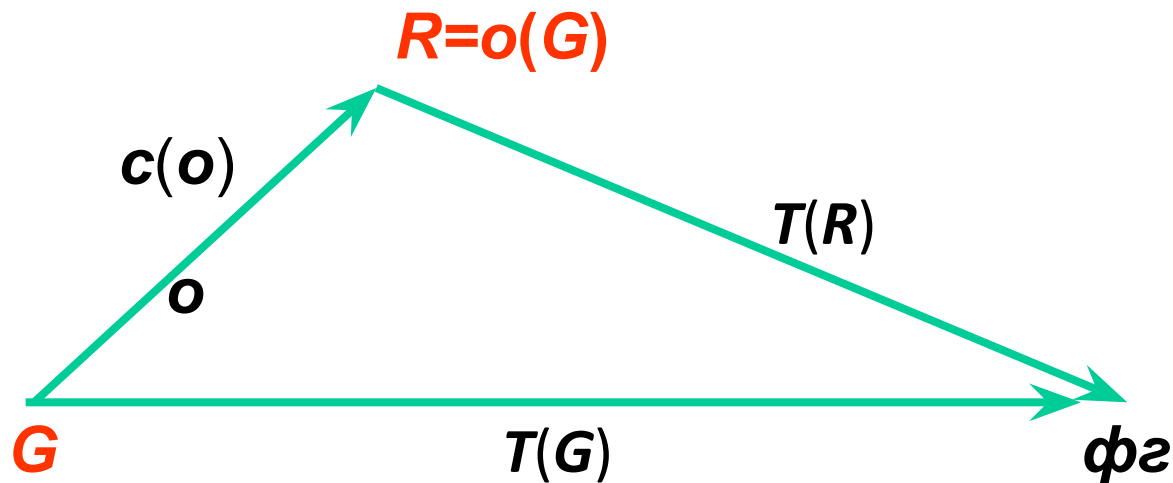
Определение 5. Пусть T любой приводящий алгоритм.

Неравенство треугольника для T означает:

для любой операции o и любого графа G выполняется

$$\underline{T(G) \leq T(o(G)) + c(o)}, \quad (*)$$

где $o(G)$ – результат применения операции o к G .



Лемма 3. Для любого приводящего алгоритма T **точность**

T эквивалентна **неравенству треугольника** для T . \square

Эта лемма не связана с Леммой 2 .

Док-во. Можно считать цены операций – натур. числа; все их суммы – натур. числа. Предположим неравенство треугол.

Выполним индукцию по величине $C(G)$ *минимальной суммарной цены* (по всем приводящим цепочкам от G). Базис: $C(G)=0 \Rightarrow T(G) \leq C(G)$ (приводящая цепочка пустая).

Рассмотрим непустую минимальную приводящую цепочку от G , в которой первую операцию обозначим o . По предположению индукции ($C(o(G)) < C(G)$) $\Rightarrow T(o(G)) \leq C(o(G))$.

По нерав. треугол. $T(G) \leq c(o) + T(o(G))$ и $\leq c(o) + C(o(G)) = C(G)$ (так как любой остаток минимальной цепочки является минимальной – докажете). Итак, $T(G) = C(G)$.

Ещё проще в обратную сторону. \square

Лемма 1. Пусть w_a и w_b – цены удаления сингулярных a - и b -вершин, $w_a \leq w_b$, цены DCJ операций равны 1. Тогда автономная цена $A(G)$ графа G равна

$$A(G) = (1-w_a) \cdot (0.5d+0.5f-c) + w_a \cdot (B+S+D) + (w_b-w_a) \cdot K_b. \quad (1)$$

Здесь в G : d – суммарный **размер G** (размер всех компонент),

B – число сингулярных вершин; f – число нечётных (по размеру) цепей, c – число циклов (не петель);

S – сумма целых частей половин длин отрезков, сложенная с числом крайних (на цепи) нечётных отрезков, и минус число циклических отрезков, т.е. $S = \left(\sum [l_\gamma / 2] \right) + c_0 - c_1$, где c_0 число крайних нечёт отрезков и c_1 число цикл отр-ов;

K_b – число компонент, содержащих b -сингулярную вершину;

ещё характеристике графа G :

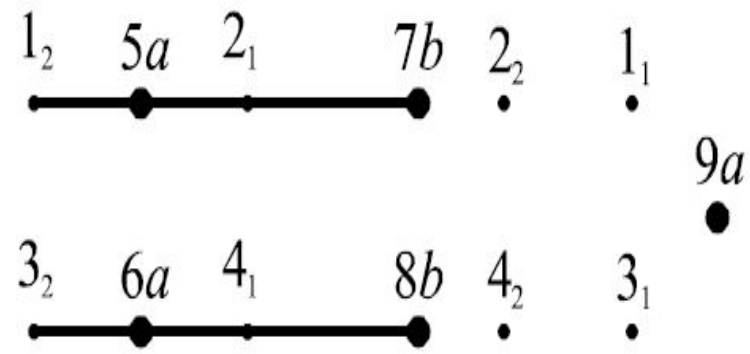
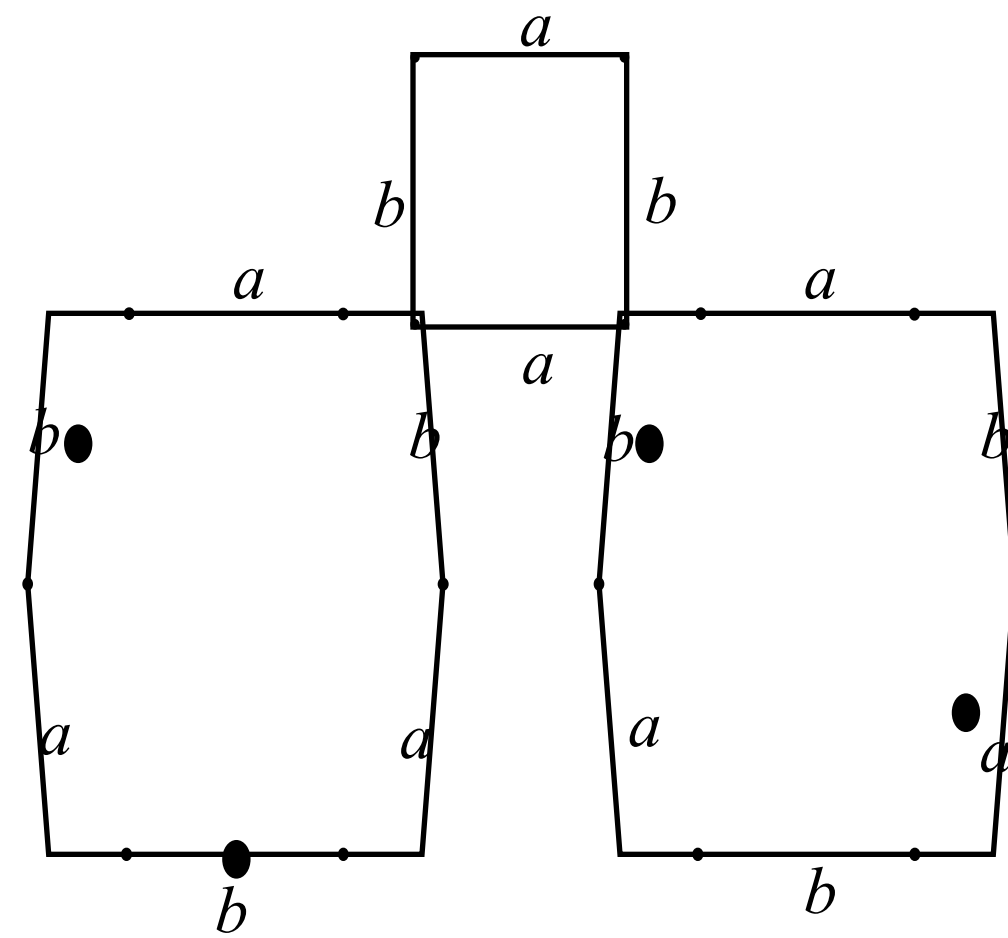
D – число цепей, которые замыкаются в цикл неособой операцией (при автономном приведении).

< Лемма. Это $D =$ числу цепей типов $1a, 1b, 3a, 3b, 3$. >

Докажите.

Можно: $\text{cost}(\text{DCJ})=1$, $w_a \leq w_b$ или $w_b \leq w_a$ (тогда a и b меняем).

Пример к лемме 1, автономное приведение графа G :



$$\begin{aligned}
 A(G) &= (1-w_a) \cdot (0.5 \cdot 17 + 0.5 \cdot 3 - 3) + w_a \cdot (9 + 4 + 2) + (w_b - w_a) \cdot 4 \\
 &= 7 + 4w_a + 4w_b.
 \end{aligned}$$

Для циклической части, выполним 5 DM-переклеек, одно a -удаление и два b -удаления – цена $5 + w_a + 2w_b$. Для линейной части замкнём каждую из двух цепей в цикл (2 OM-переклейки) и удалим 3 a -вершины и 2 b -вершины – цена $2 + 3w_a + 2w_b$.

По леммам 1 и 2 получим!!:

для любой приводящей цепочки E с системой участков, начинающейся с графа $G = G(E)$, выполняется

$T(E) =$

$$\underline{(1-w_a) \cdot (0.5d+0.5f-c) + w_a \cdot (B+S+D) + (w_b-w_a) \cdot K_b} - P(E) \quad (2)$$

В правой части находятся характеристики закреплённого конца – **только исходного графа G** , и ещё **$P(E)$** – **характеристика всей цепочки E** .

Доказательство Леммы 1 будет позже.

Итак, ещё раз!: чтобы $\min T(E)$, **нужно!** $\max P(E)$.

Проблема 1: ослабить предположение о равенстве цен DCJ-операций в Лемме 0 (главная1).

Перейти к рекурсивным счётным последовательностям с оракулом типов цепей вместо структур.

Для описания Алгоритма M
с произвольными ценами операций нужно важное

Определение типа цепи,

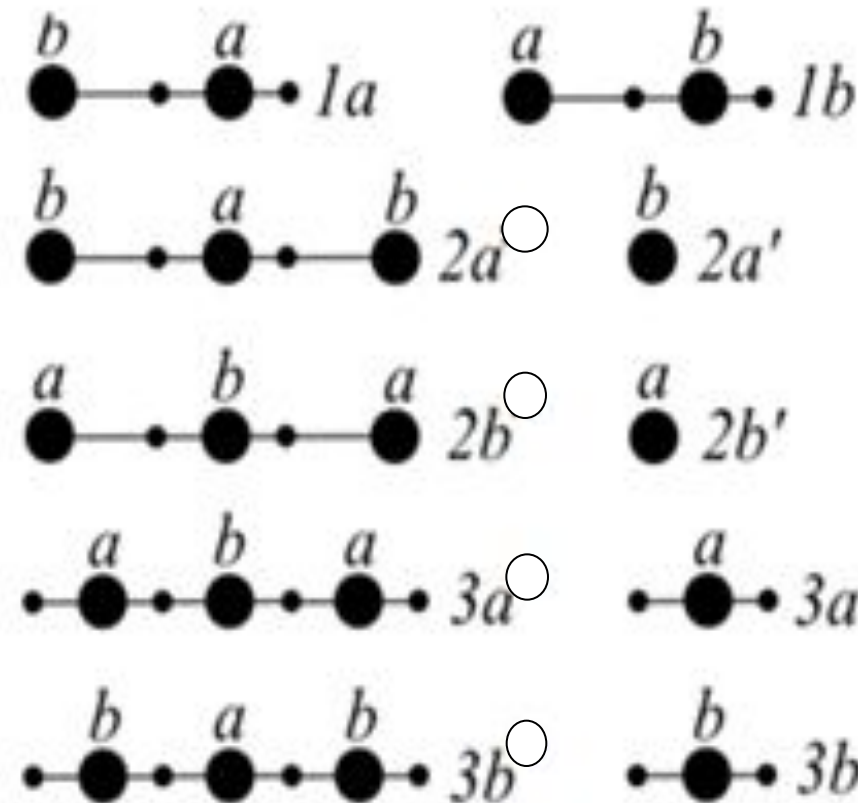
которое неявно встречалось выше много раз.

ТИПЫ ЦЕПЕЙ: с **сингулярными** вершинами и

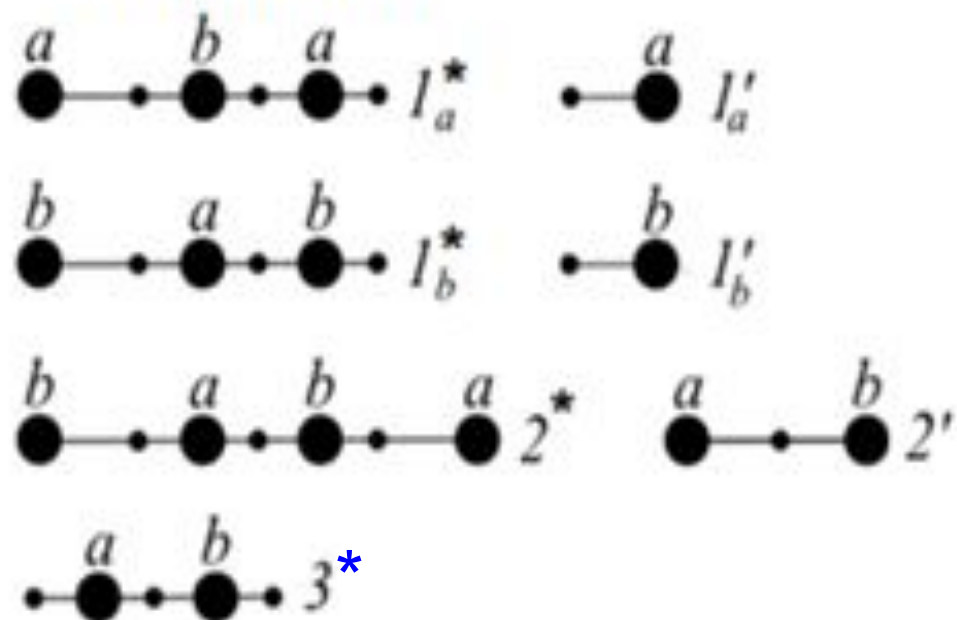
ровно 1 висячая, 2 висячих, 0 висячих.

Или только **обычными** вершинами. (Штрих – предельный случай.)

odd chains:



even chains:



(**0** – цепь без сингулярных вершин)

Определение 5 *типа цепи* (если цепь не содержит обычных рёбер): $1a$ – нечётная цепь с одним висячим b -ребром; $2a$ – нечётная цепь с двумя висячими b -рёбрами; $2a'$ – b -сингулярная изолированная вершина; **$2a$** – тип $2a$ или $2a'$. Тип $3a$ – нечётная цепь без висячих рёбер с двумя крайними a -рёбрами, имеющая b -сингулярную вершину; $3a'$ – цепь aa ; **$3a$** – тип $3a$ или $3a'$. // Тип 1_a^* – чётная цепь с одним висячим a -ребром, имеющая b -сингулярную вершину; $1_a'$ – висячее a -ребро; **1_a** – тип 1_a^* или $1_a'$. Аналогично с заменой a на b . Тип 2^* – чётная цепь с двумя висячими неинцидентными друг другу рёбрами; $2'$ – два висячих рёбра, инцидентных общей обычной вершине; **2** – тип 2^* или $2'$. Тип 3^* см. дальше.

Определение 5 *типа цепи* (если без обычных рёбер):

тип 3* – чётная цепь без висячих рёбер, но с сингулярными вершинами. // **0** – цепь без сингулярных вершин (с обычными рёбрами) или обычная изолированная вершина.

Тип цепи с обычными рёбрами определяется как тип цепи, полученной после их вырезаний, что не зависит от последовательности вырезаний [4, лемма 6].

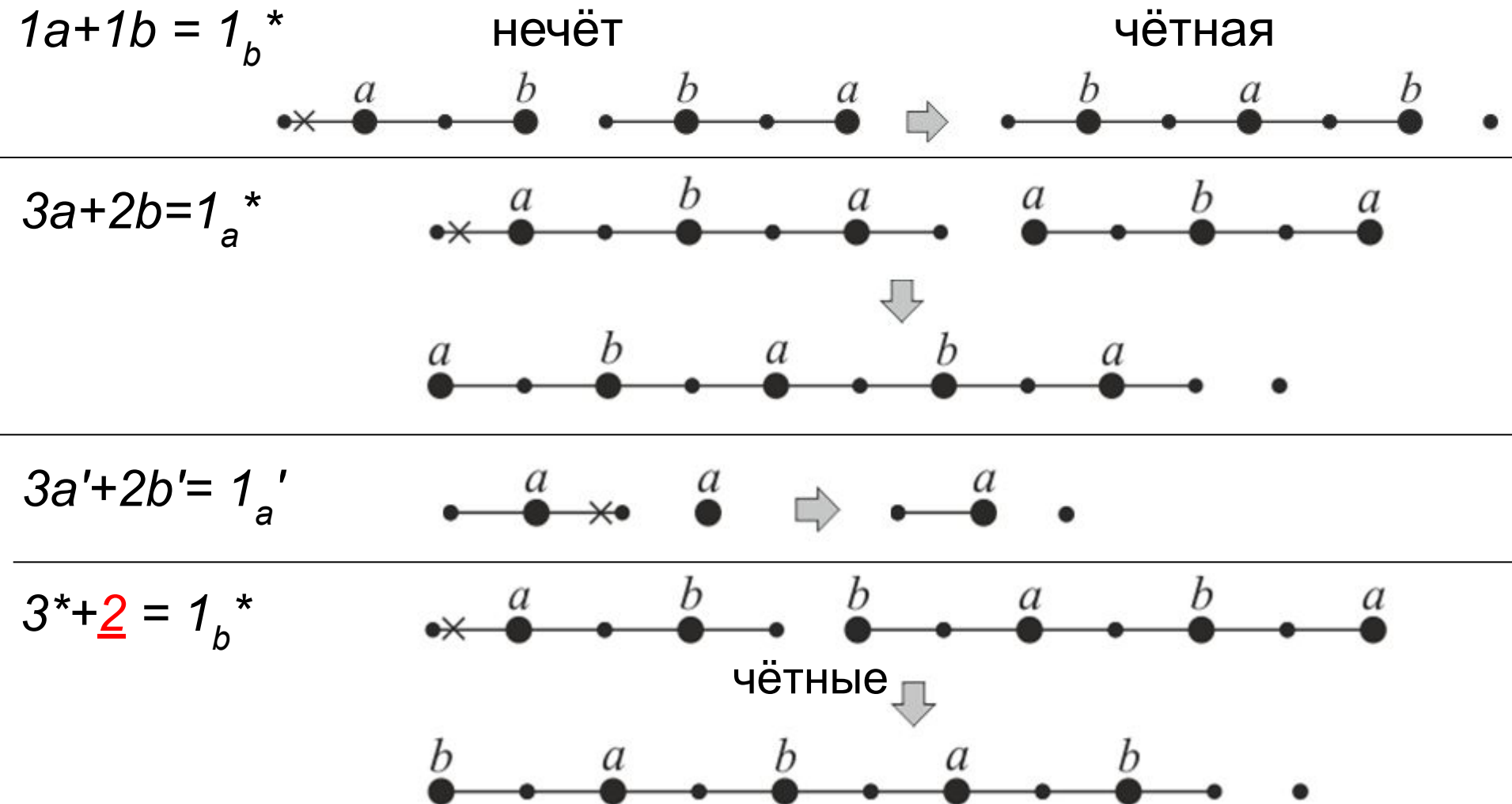
Фактически: тип цепи с обычными рёбрами, если они внутри цепи, одинаков до и после удаления, так как он определяется краями цепи и чётностью отрезка, которые сохраняются.

А, если обычные рёбра на краю цепи, то: если отрезок нечётный, то после удаления возникает висячее ребро, иначе не возникает.

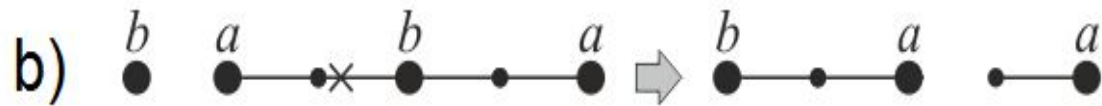
Операции SM на конкретных типах: $1a+1b=1_b^*$, $3a+2b=1_a^*$,
 $3a+2b'=1_a^*$, $3a'+2b=1_a^*$, $3a'+2b'=1_a'$, $\underline{3b}+\underline{2a}=\underline{1_b}$; $3^*+\underline{2}=1_b^*$.

Разрезаемая цепь указывается первой.

Рисунки четырёх из них:



$$3a + \underline{3b} = 3^* \quad \text{и} \quad \underline{2a} + 2b = \underline{2} + 1'_a$$



Качество комбинации (=цепочки) операций \circ по определению равно $P(\circ, \{\text{все типы в } \underline{Ar}\}) =$

$$\underline{A(Ar) - A(\circ(Ar)) - c(\circ)},$$

где Ar есть 2 или 3 или 4 цепи из графа G , к которым применяется \circ . Таких выделенных комбинаций операций \circ будет 51 штука.

Качества семи операции **SM** на конкретных типах указаны

в квадратных скобках, **проверьте!** : $1a+1b=1_b^* [w_a+w_b]$,

$$3a+2b = 1_a^* [w_b],$$

$$3a+2b' = 1_a^* [w_a],$$

$$3a'+2b^* = 1_a^* [w_a],$$

$$3a'+2b' = 1_a' [w_a],$$

$$\underline{3b} + \underline{2a} = \underline{1}_b [w_b],$$

$$3^* + \underline{2} = 1_b^* [w_a + w_b - 1].$$

В качестве примера вычислим качество SM-операции на

$1a+1b=1_b^*$: слева нечётные цепи, справа чётная. И $s=\{o\}$, $c(s)=1$.

Тогда: d , c , S не меняются, B и K_b уменьшается на 1, f и D

уменьшаются на 2. По Лемме 1 получим w_a+w_b .

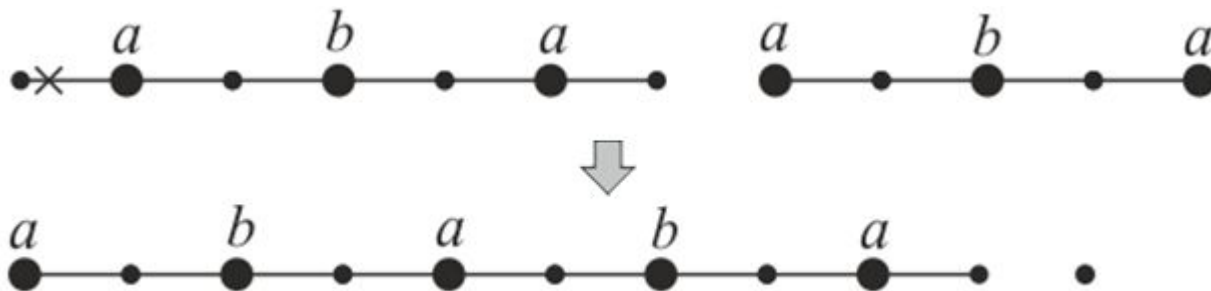


В качестве примера вычислим качество SM-операции на

$3a+2b=1_a^*$: слева нечётные цепи, справа чётная. И $s=\{o\}$, $c(s)=1$.

Тогда: d , c , S не меняются, B , K_b и D уменьшается на 1, f

уменьшаются на 2. По Лемме 1 получим w_b .



Взаимодействиями являются **семь** выше указанных **SM-опе-**
раций на указанных политипах = множествах типов аргумен-
тов в одном из взаимодействий. Политип взаимно
однозначно соответствует взаимодействию !

И ещё взаим-ия: $1a + \underline{2} = 2a [w_a + w_b - 1]$, $1b + \underline{2} = 2b [w_a + w_b - 1]$,
 $3^* + 1a = 3a [w_a + w_b - 1]$, $3^* + 1b = 3b [w_a + w_b - 1]$, $1a + 2b = 2^* [w_b]$,
 $1a + 2b' = \underline{2} [w_a]$, $1b + \underline{2a} = \underline{2} [w_b]$, $3a + 1b = 3^* [w_b]$, $3a' + 1b = 3^* [w_a]$,
 $\underline{3b} + 1a = 3^* [w_b]$; $3a + \underline{3b} = 3^* [w_b - w_a]$, $2b + \underline{2a} = \underline{2} + 1'_a [w_b - w_a]$.

И ещё взаимодействия: **OM-операция на политипах**

$1a + 1a = 3a [w_a + w_b - 1]$, $1b + 1b = 3b [w_a + w_b - 1]$.

В политипе типы могут повторяться.

Политип – множество, а не последовательность !

И ещё 3-арные взаимодействия с политипами: $3^*+(1a+2b)=1^*_b$
 $[w_a+2w_b-1]$, $3^*+(1a+2b')=1^*_b [2w_a+w_b-1]$, $3^*+(1b+\underline{2a})=1^*_b [w_a+2w_b-1]$,
 $(3a+1b)+\underline{2}=1^*_b [w_a+2w_b-1]$, $(3a'+1b)+\underline{2}=1^*_b [2w_a+w_b-1]$,
 $(\underline{3b}+1a)+\underline{2}=1^*_b [w_a+2w_b-1]$, $1a+(1a+2b)=2a [w_a+2w_b-1]$,
 $1a+(1a+2b')=2a [2w_a+w_b-1]$, $1b+(1b+\underline{2a})=2b [w_a+2w_b-1]$,
 $(\underline{3b}+1a)+1a=3a [w_a+2w_b-1]$, $(3a+1b)+1b=3b [w_a+2w_b-1]$,
 $(3a'+1b)+1b=3b [2w_a+w_b-1]$, $(3a+\underline{2})+\underline{2}=2a^* [w_a+2w_b-2]$, $(3a'+\underline{2})+\underline{2}=2a$
 $[2w_a+w_b-2]$, $(\underline{3b}+\underline{2})+\underline{2}=2b [w_a+2w_b-2]$, $3^*+(3^*+\underline{2a})=3a [w_a+2w_b-2]$,
 $3^*+(3^*+2b)=3b [w_a+2w_b-2]$, $3^*+(3^*+2b')=3b [2w_a+w_b-2]$,
 $(3^*+2b)+\underline{2a}=2^* [2w_b-1]$, $(3^*+2b')+\underline{2a}=2^* [w_a+w_b-1]$, $3a+(\underline{3b}+\underline{2})=3^*$
 $[2w_b-1]$, $3a'+(\underline{3b}+\underline{2})=3^* [w_a+w_b-1]$.

В квадратных скобках качества взаимодействий.

И ещё 4-арные взаимодействия с политипами:

$(\underline{3b}+1a)+(1a+2b)=1^*_b [w_a+3w_b-1]$, $(\underline{3b}+1a)+(1a+2b')=1^*_b [2w_a+2w_b-1]$,
 $(3a+1b)+(1b+\underline{2a})=1^*_b [w_a+3w_b-1]$, $(3a'+1b)+(1b+\underline{2a})=1^*_b$
 $[2w_a+2w_b-1]$; $3^*+((3^*+2b^*)+\underline{2a})=1^*_b [w_a+3w_b-2]$, $3^*+((3^*+2b')+\underline{2a})=1^*_b$
 $[2w_a+2w_b-2]$, $(3a+(\underline{3b}+\underline{2}))+\underline{2}=1^*_b [w_a+3w_b-2]$, $(3a'+(\underline{3b}+\underline{2}))+\underline{2}=1^*_b$
 $[2w_a+2w_b-2]$.

Наши операции имеют аргументы: **DM** – какие рёбра и кого с кем соединить ребром, **SM** – какое ребро и с кем соединить ребром, **OM** – какие вершины соединить ребром, **Cut** – какое ребро удалить, **Rem** – какую вершину удалить !

Итак, цепь определяется её типом и размером! Имеется 17 типов цепей (конечное число), а самих цепей бесконечное число. **Поли типов столько, сколько взаимодействий !**

Обозначим G^c множество цепей в G .

Именно, над цепями выполняются: операции или их композиции!, т.е. такая композиция f операций переводит

$$f : G^c \rightarrow G^c$$

Пусть $f(x,y,z)$ взаимодействие на цепях с политипом $\{t1, t2, t3\}$.

Аргументов может быть 2 цепи или 3 цепи или 4 цепи.

Элемент \square – множество цепей из G^c , соответствующее какому-то одному политипу, т.е. определённого взаимодействию f . Т.е. \square – множество, к которому можно применить ровно одно взаимодействие f .

Область X в G' – множество элементов в G' попарно не пересекающихся как множества;

т.е. пусть $\square, \square \in X$, тогда цепи \square и \square не пересекаются.

Но типы элементов \square и \square могут даже совпадать !!

Максимальная область M – это область, на которой достигает максимума функция (от области X , «качество области X ») равная

$$P(X) = \sum_{\alpha \in X} P(\alpha)$$

, где $P(\alpha)$ качество политипа \square , т.е. качество соответствующе-го взаимодействия f .

Одинаково: писать политип \square или взаимодействие f .

Обозначим x_{\square} или x_f число элементов в искомой области M с данным политипом \square . Эти x_f элементов автоматически **не пересекаются; $x_f \square 0$.** Как найти такую область M ?

ИТАК, весь алгоритм M определяется:

(следующие шаги называются **этапами**):

0) по данным структурам a и b образовать общий граф $G=a+b$;

1) в графе G вырезать все обычные рёбра (в произвольном порядке); получим граф G' ;

2) для множества цепей G^c в G' (точнее, наборов цепей под некоторую композицию f) найдём максимальную область M ; и одновременно выполним все композиции из M (на их аргументах); получим G'' . Волшебный этап алгоритма;

3) к G'' применим автономный алгоритм. \square

Как найти максимальную область M ?

Для этого используем целочисленное линейное программирование (ЦЛП): каждому взаимодействию f сопоставим целочисленную переменную x_f , значение которой должно равняться числу непересекающихся элементов для этого f в искомой M . (Тогда f параллельно применим x_f раз к элементам политипа f .)

Ограничение на вектор $\{x_f\}$: для каждого типа t , представленного в данном G' , и каждого взаимодействия f :

$$\sum_f c_{tf} \cdot x_f \leq l_t$$

где l_t – число всех цепей типа t в G' и c_{tf} – число типов t среди аргументов f (равное 0, 1 или 2). Положим

$$F(\{x_f\}) = \sum_f P(f) \cdot x_f$$

Максимизируем целевую функцию F за линейное время.

Здесь $P(f)$ – качество f , т.е. качество его политипа \square .

ЗАВЕРШЕНО описание алгоритма (для одного из соотношений цен) !

Лемма 4 (главная-2). *Для нашего Алгоритма выполняется неравенство треугольника. □*

Из этой Леммы 4 сразу следует точность нашего Алгоритма.

Таким образом, центральный результат нашей работы состоит в том, что существует процедура, которая выдаёт систему участков, для которой верна Лемма 4

(здесь важны как вид $T(G)$, так и система участков, выделяемая нашим Алгоритмом).

Проблема 2. Найти другое пригодное в алгоритме

семейство $\square 1$.

Определение 7: b) Множество \square называется **полным**, если его нельзя расширить взаимодействием, которое строго увеличивает $P(M)$. \square

Множество взаимодействий \square , приведённое выше, **полное**.

Вектор чисел $\{x_f\}$ в задаче нахождения максимальной области M определяется простым алгоритмом ЦЛП за логарифмическое время.

2-ая задача = задача РЕКОНСТРУКЦИИ (без паралогов)

была рассмотрена в начале этого семестра. Она состоит

в алгоритмическом продолжении (=реконструкции)

структур (=множеств цепей и циклов)

с **листьев дерева на его внутренние вершины.**

Продолжение этих исследований состоит в рассмотрении и

Задач преобразования структур и реконструкции структур

с повторением в них имён

(= рассмотрение структур с **паралогами**),

когда цены всех операций равны или не равны.

Следствие 1 к Лемме 1. Эти операции f и их качества $P(f)$ поднимаются на фактор-множество по типам цепей, т.е. фактически являются операциями на типах цепей.

$$\forall x, y, x', y' (x \boxtimes x', y \boxtimes y' \Rightarrow f(x, y) \boxtimes f(x', y'))$$

Определение 6. **ПОЛИТИПОМ** называется последовательность типов t_1, \dots, t_n (например, $\langle 1a, 1b \rangle$, что лучше записывать $1a+1b$ или $1a+1b = 1_b^*$).

ВЗАИМОДЕЙСТВИЕМ с политипом t_1, \dots, t_n называется композиция операций f (часто это – только одна операция) с аргументами-цепями типов t_1, \dots, t_n , которая вместе с качеством поднимается на фактор-множество и выполняется $P(f(t_1, \dots, t_n)) > 0$

Доказательство Следствий.

1) При замене цепи в том же типе тип значения не меняется.
Перебором.

2) Цепи-аргументы в s обозначим G . При замене цепи в том же типе в G в разности $A(G) - A(s(G))$ число нечёт цепей f не меняется (2 и 0); S равно 0; D не меняется; d в 1-м и 2-м слагаемом не меняется и сокращается; B во 2-м слагаемом становится равным $B-1$ (здесь B из 1-го слагаемого) и при вычитании приносит 1, равную цене SM-операции. \square

Следствие 1 к Лемме 1. Эти операции ***f*** и их качества ***P(f)*** поднимаются на фактор-множество по типам цепей, т.е. фактически являются операциями на типах цепей.

$$\forall x, y, x', y' (x \boxtimes x', y \boxtimes y' \Rightarrow f(x, y) \boxtimes f(x', y'))$$

Порядок цепей в элементе однозначно определяется политипом, поэтому множество цепей для любого политипа неупорядочено!

Качество $P(X)$ не меняется при замене цепей в X с сохранением типа и без нарушения инъективности!