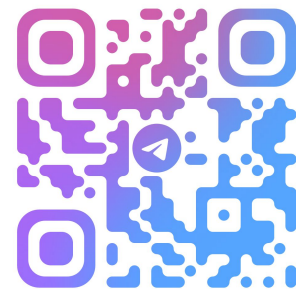


Гипотеза Диница — Гарга — Гёманса как пример вайб-математики



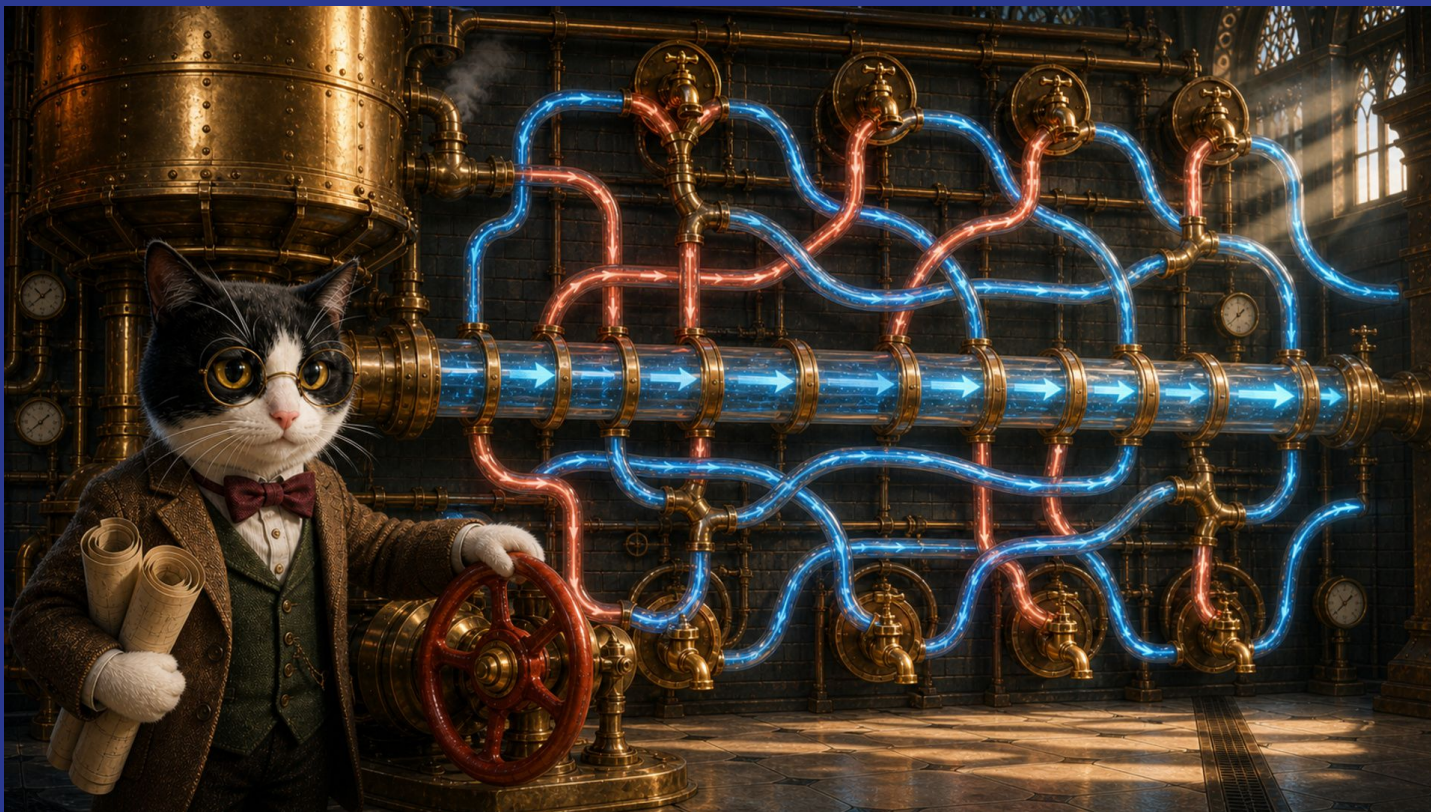
@SINECOR

Сергей
Николенко

18 августа 2026



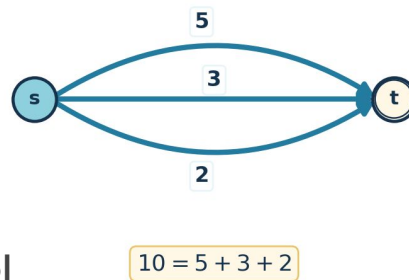
CS Space



Single-Source Unsplittable Flows (SSUF)

- Есть ориентированный граф $G=(V,A)$, один общий источник s (“склад”), несколько терминалов $t_1, \dots, t_k$, куда надо доставить грузы объёмов $d_1, \dots, d_k$.
- У каждой дуги a есть пропускная способность u_a и неотрицательная цена c_a за перевозку одной единицы груза.
- Потоки *делимые* (splittable, fractional flows) и *неделимые* (unsplittable)

Один заказ объёма 10: делить или выбрать один путь
 Дробный поток Неделимый поток



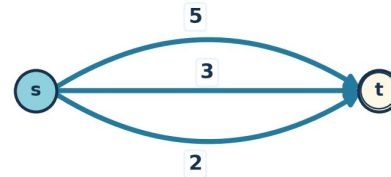
После округления нагрузка на выбранном пути меняется скачком, а не понемногу.

Потоки делимые и неделимые

- Нагрузка на дугу $y_a = \sum_{i \in I} d_i$.
- Общая стоимость $\mathbf{c}^\top \mathbf{y} = \sum_{a \in A} c_a y_a$.
- Очевидно, что если из делимого потока сделать неделимый, нагрузку на одно ребро возрастёт (в примере из 5 получится 10)
- Вопрос – насколько? Естественный кандидат – максимальный запрос

$$d_{\max} = \max_i d_i.$$

Один заказ объёма 10: делить или выбрать один путь
Дробный поток Неделимый поток



$$10 = 5 + 3 + 2$$



$$(10, 0, 0) \text{ — один путь целиком}$$

После округления нагрузка на выбранном пути меняется скачком, а не понемногу.

Гипотеза Диница – Гарга – Гёманса

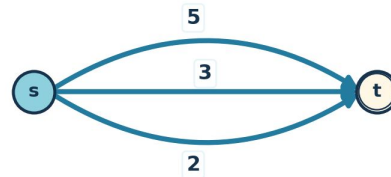
- **Теорема** (Dinitz–Garg–Goemans, 1999). Пусть x — любой допустимый дробный поток. Тогда за полиномиальное время можно найти неделимый поток y , для которого на каждой дуге

$$y_a \leq x_a + d_{\max}, \quad d_{\max} = \max_i d_i,$$

то есть ни одна дуга при округлении не получит больше одного максимального заказа сверх исходной нагрузки.

- **Гипотеза Гёманса**: можно то же самое сделать с учётом цен, т.е. всё то, что выше, плюс ещё сохранить условие $c^T y \leq c^T x$.

Один заказ объёма 10: делить или выбрать один путь
Дробный поток Неделимый поток



$$10 = 5 + 3 + 2$$



$$(10, 0, 0) \text{ — один путь целиком}$$

После округления нагрузка на выбранном пути меняется скачком, а не понемногу.

Гигагад-промт Дмитрия Рыбина

Tuesday 12:29 PM

Uploaded a file

Construct a counterexample to general (non-planar) case of Dinitz Garg Goemans conjecture. You should do a breakthrough and find a structured counterexample.

Worked for 52m 52s >

Research conclusion

I did **not** obtain a valid counterexample, and presenting the construction below as one would be mathematically false. The requested object would disprove a conjecture that is still open in the current literature.

Tuesday 1:32 PM

please continue research and find a complete unconditional counterexample

Worked for 89m 12s >

Status after the extended search

I have **not found a complete unconditional counterexample**. Every construction that initially appeared to separate the cost condition acquired an additional unsplitable routing once **all** source-terminal paths were taken into account. Exact separation then returned value 0.

Tuesday 3:03 PM

Continue the search. Have a clear strategy obtained from deeper understanding of the problem structure.

Worked for 93m 57s >

Research update

I continued the search, but I do **not yet have a positive, exact separation certificate**, so there is still no unconditional counterexample to report. The conjecture remains open in the current literature. Its exact

Tuesday 5:21 PM

it's enough of partial results. let's finish with a complete unconditional counterexample

Worked for 88m 24s >

Complete finite counterexample

Under Conjecture 1.3 exactly as stated in the uploaded paper—find an unsplitable flow y with

$$y_a \leq x_a + d_{\max} \quad \forall a, \quad c^T y \leq c^T x$$

for every feasible fractional flow x and nonnegative cost vector c —the instance below is a counterexample.

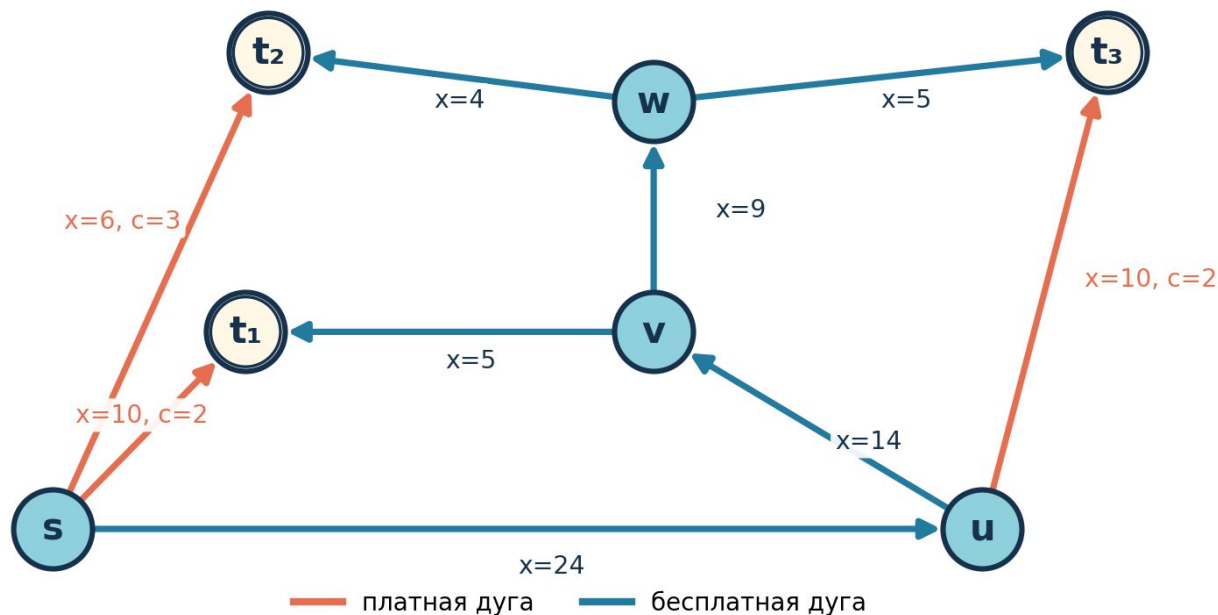
Dinitz_Garg_Goemans

Контрпример Рыбина

$$d_1 = 15, \quad d_2 = 10, \quad d_3 = 15$$

Дробный поток: стоимость 58

- Числа на картинке задают дробный поток стоимости 58
- А что здесь с неделимыми потоками?



Контрпример Рыбина

- У каждого груза есть ровно два пути — дорогой и бесплатный:

$$d_1 = 15, \quad d_2 = 10, \quad d_3 = 15$$

$$\begin{aligned} E_1 : s \rightarrow t_1, & \quad Z_1 : s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow t_1, \\ E_2 : s \rightarrow t_2, & \quad Z_2 : s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_2, \\ E_3 : s \rightarrow u \rightarrow t_3, & \quad Z_3 : s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_3. \end{aligned}$$

дорогой путь E_i

бесплатный путь Z_i

t_1 , спрос 15

$s \rightarrow t_1$
10 единиц

$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow t_1$
5 единиц

t_2 , спрос 10

$s \rightarrow t_2$
6 единиц

$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_2$
4 единицы

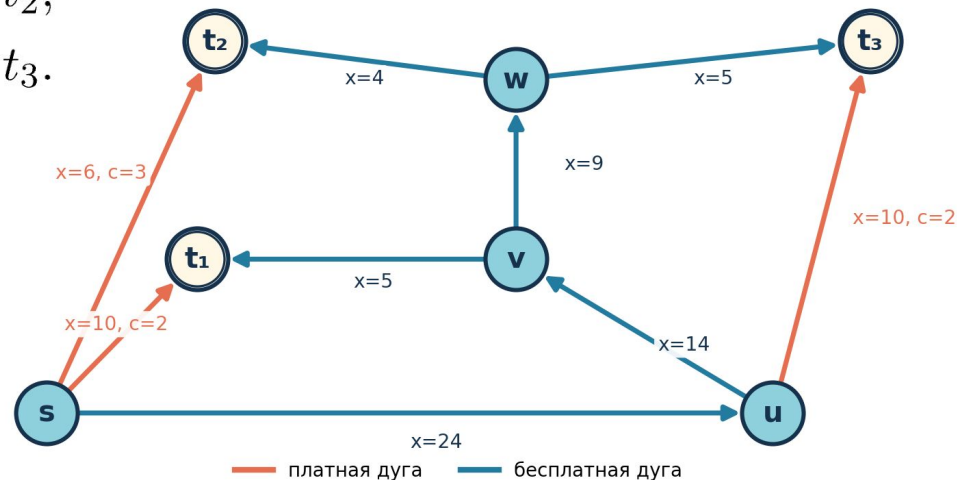
t_3 , спрос 15

$s \rightarrow u \rightarrow t_3$
10 единиц

$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_3$
5 единиц

Если выбрать любой E_i целиком, он стоит ровно 30.

Дробный поток: стоимость 58



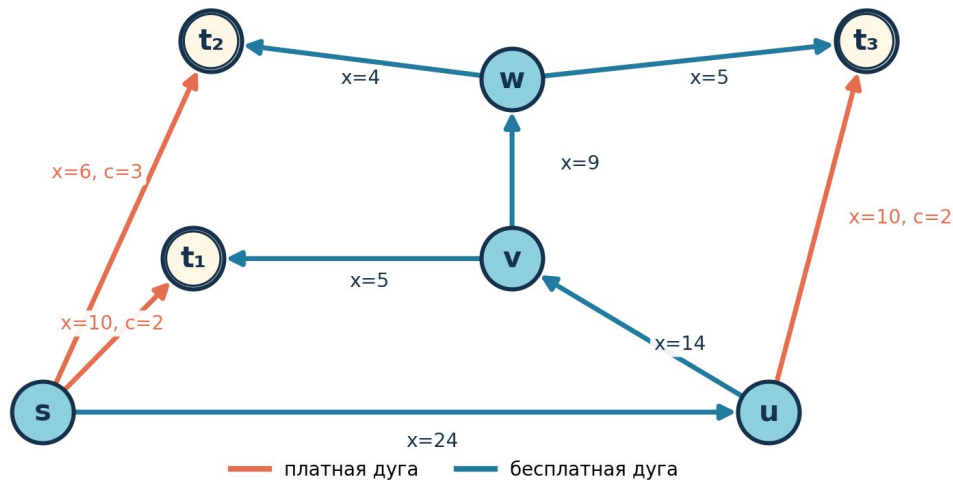
Контрпример Рыбина

- Каждый дорогой путь, если отправить по нему соответствующий груз целиком, стоит ровно 30
- Но мы не можем использовать два бесплатных пути, соблюдая ограничения! Например, Z_2 и Z_3 будут конфликтовать на дуге из v в w : там будет $10+15=25$, а можно $9+15=24$

	дорогой путь E_i	бесплатный путь Z_i
t_1 , спрос 15	$s \rightarrow t_1$ 10 единиц	$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow t_1$ 5 единиц
t_2 , спрос 10	$s \rightarrow t_2$ 6 единиц	$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_2$ 4 единицы
t_3 , спрос 15	$s \rightarrow u \rightarrow t_3$ 10 единиц	$s \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow t_3$ 5 единиц

Если выбрать любой E_i целиком, он стоит ровно 30.

Дробный поток: стоимость 58

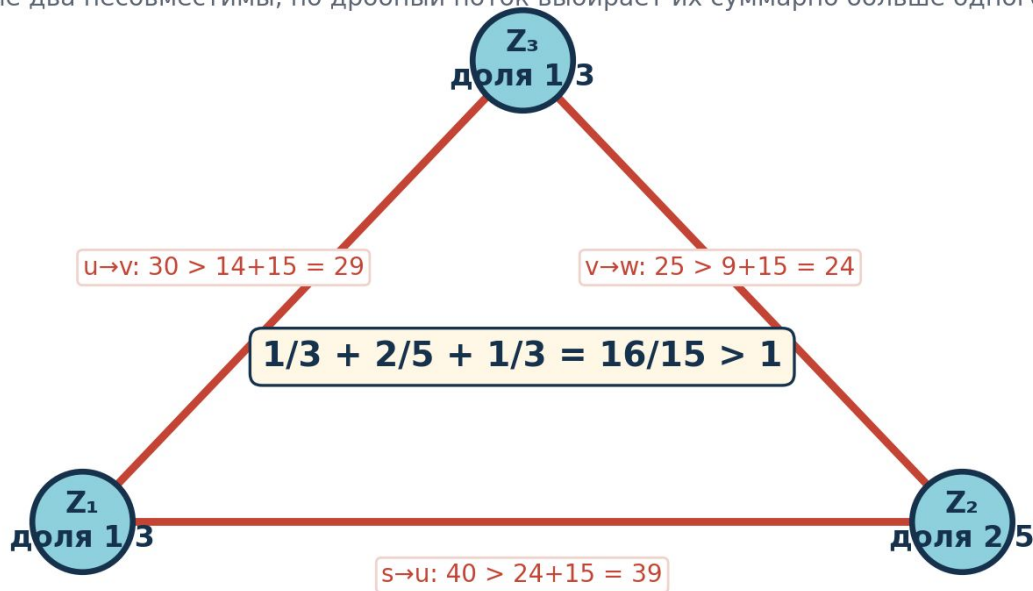


Треугольник ограничений

- То есть суть контрпримера Рыбина — треугольник конфликтов: три бесплатных пути, любые два из которых несовместны
- Здесь мы с GPT и Claude начали свой путь

Треугольник конфликтов бесплатных путей

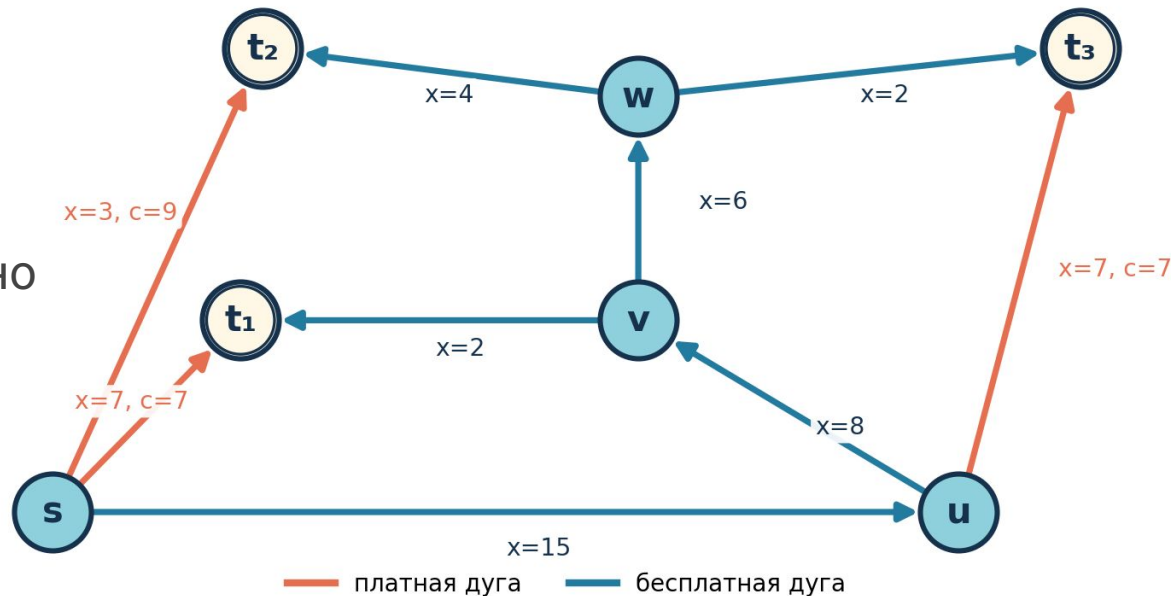
Любые два несовместимы, но дробный поток выбирает их суммарно больше одного раза



Треугольник ограничений

- Первый вопрос – можно ли сделать лучше на том же принципе?
- Мы нашли пример с $d_{\max}=9$ (вместо 15)
- Но это не очень интересно
- Интересно рассмотреть обобщение гипотезы...

Меньший дробный поток: стоимость 125



Обобщённая гипотеза Гёманса

- Если нельзя сделать как в гипотезе, то, очевидно, надо спросить, можем ли мы что-то сказать о коэффициенте, для которого можно получить

Гипотеза Гёманса. Если на дугах заданы неотрицательные цены c_a , то неделимый поток y можно выбрать так, чтобы одновременно не слишком перегружались дуги,

$$y_a \leq x_a + d_{\max} \quad a,$$

и не увеличивалась общая цена,

$$c^T y \leq c^T x.$$

- Здесь первая верхняя оценка: пример Рыбина даёт 16/15, мой пример выше даёт 10/9, но можно доказать, что принцип треугольника не даст лучше 9/8 (и к этой константе можно подойти)



Обобщённая гипотеза Гёманса

- Если нельзя сделать как в гипотезе, то, очевидно, надо спросить, можем ли мы что-то сказать

Гипотеза Гёманса —
неделимая

, то
ишком

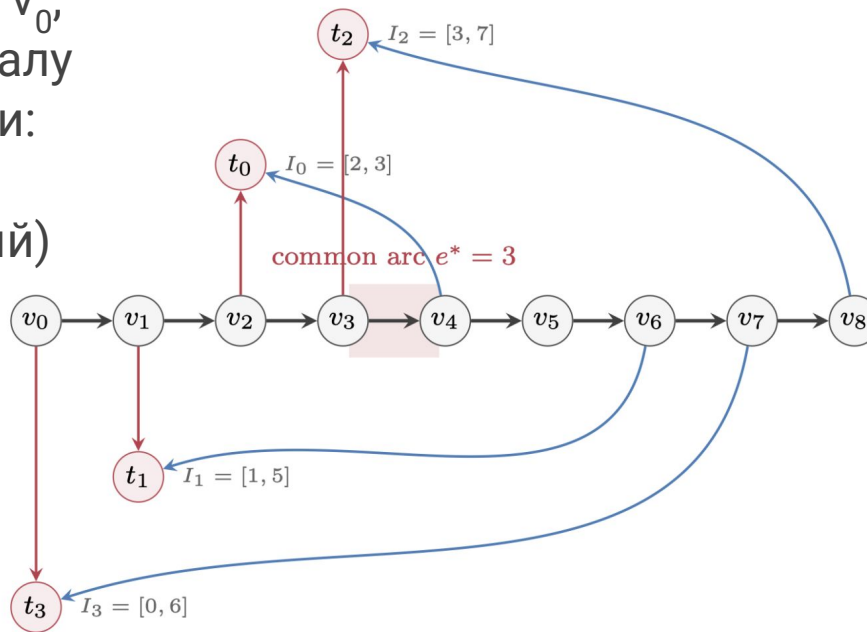
И здесь начались действительно интересные исследования...

- ...не даёт
1 по принцип
тр даст лучше $9/8$ (и к этой
кон можно подойти)



Двухпутевые графы

- Хорошее семейство графов, из которого получились все контрпримеры
- Есть хребет, склад в v_0 , а к каждому терминалу ведут ровно два пути: ранний (дорогой) и поздний (бесплатный)
- Бесплатный требует пройти дальше по хребту, т.е. увеличить нагрузку на рёбрах



$\rightarrow$ early exit $v_{\ell_i} t_i$,
per-unit cost $1/d_i$
 $\rightarrow$ late exit $v_{r_i+1} t_i$,
cost 0
 spine arcs: cost 0

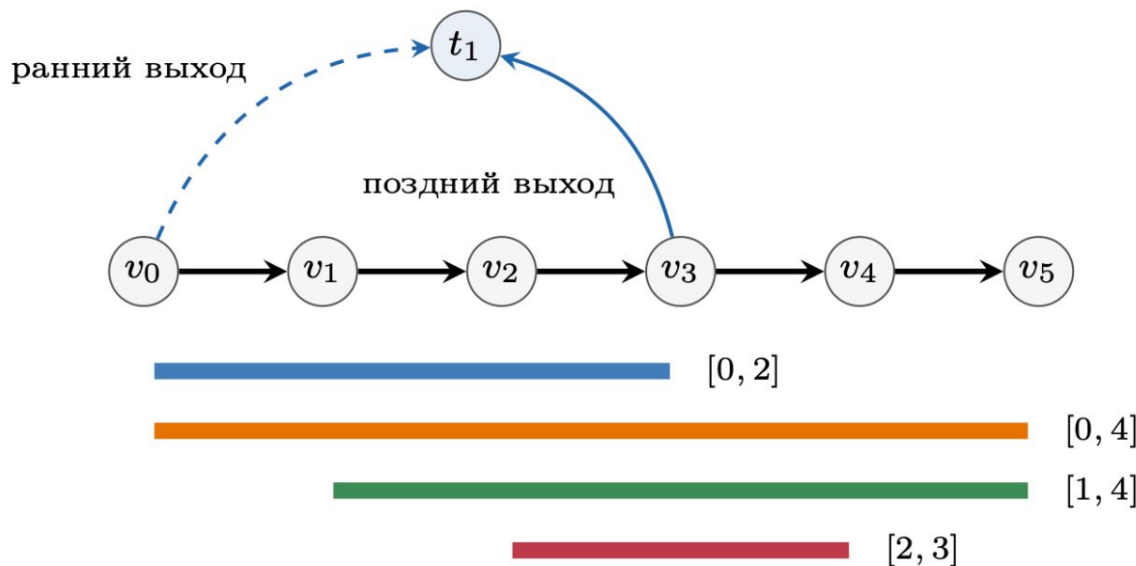
Every $s \rightarrow t_i$ path is a spine prefix plus one exit, so there are exactly two of them.

Switching t_i from early to late adds d_i on exactly I_i .

Двухпутевые графы

- Такие графы по сути описываются системами интервалов: терминал соответствует интервалу рёбер хребта, которые добавляются при переключении

переключение раннего выхода на поздний
добавляет d_1 на дугах интервала $[0, 2]$



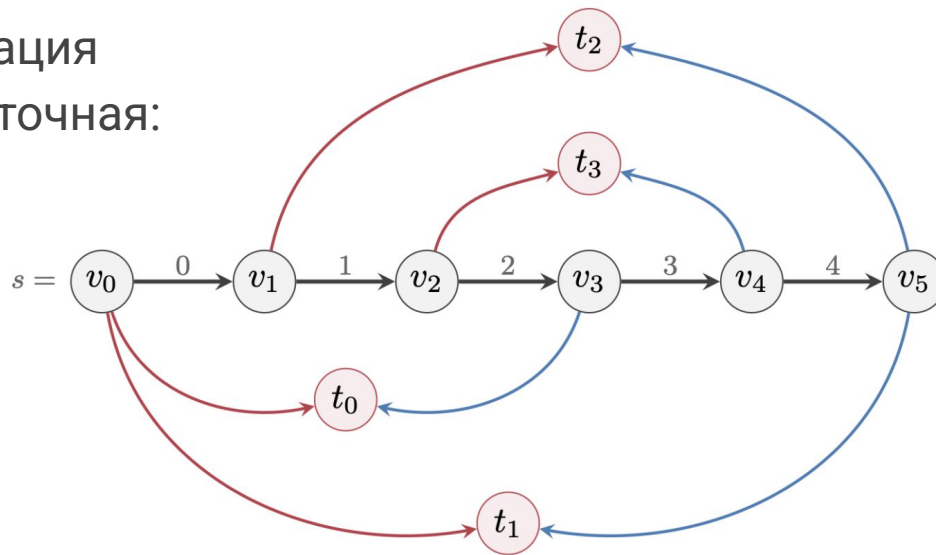
четыре попарно пересекающихся
интервала переключения:
конфликты платят базовые нагрузки
дорогих маршрутов

Двухпутевые графы

- Вот первый контрпример, который дал константу больше $9/8$

$$C \geq \frac{299 - 41\sqrt{41}}{32} = 1.13974707\dots > \frac{9}{8} = 1.125.$$

- Кстати, верификация
здесь простая и точная:
путей мало, и их
можно
просто
перечислить

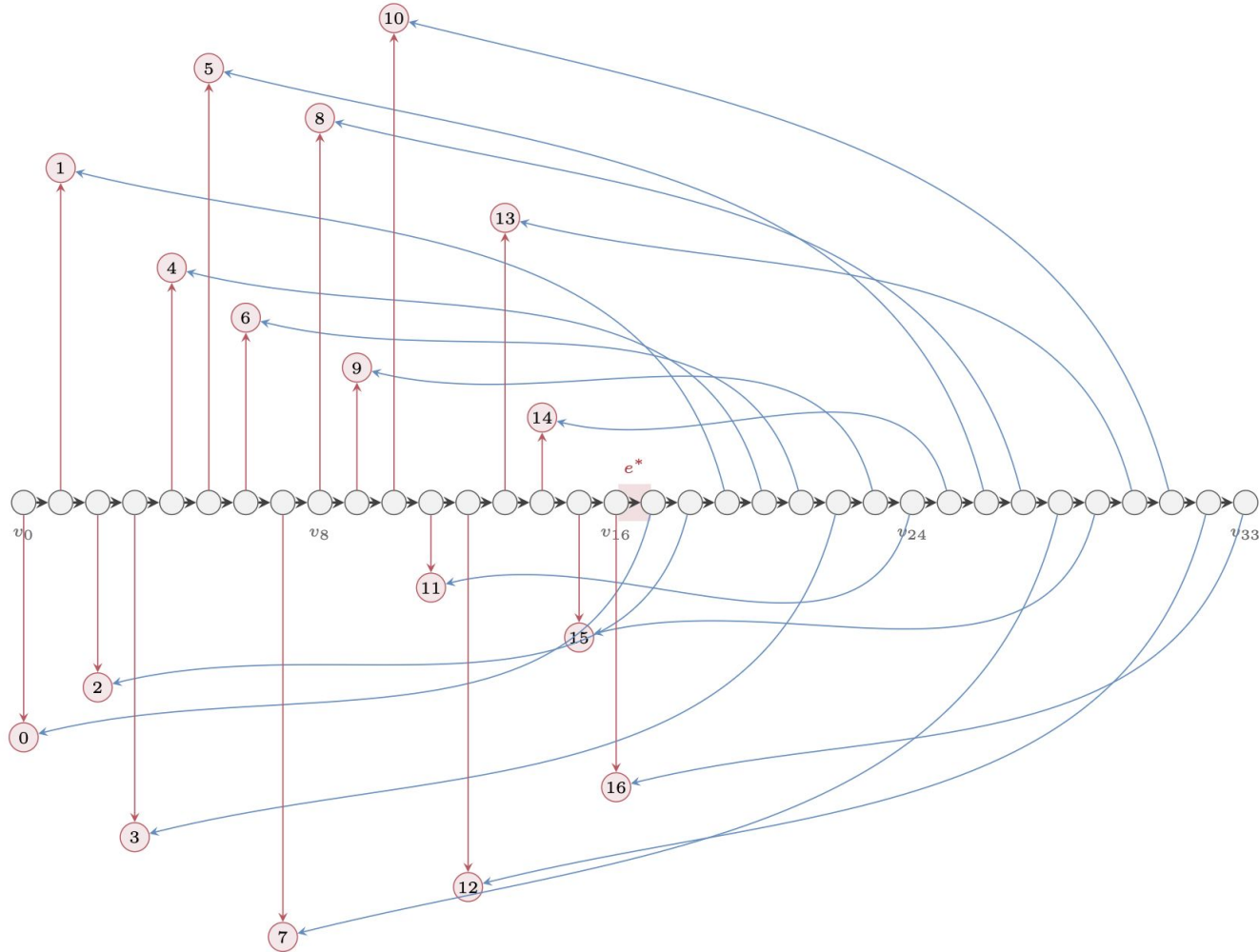


→ early exit $v_{\ell_i} t_i$,
per-unit cost $1/d_i$
→ late exit $v_{r_i+1} t_i$,
cost 0
spine arcs: cost 0

The drawing is planar;
contracting $\{v_2, v_3, t_0\}$ and
 $\{v_4, v_5, t_1, t_2\}$ yields
a K_4 minor with v_0, v_1 .

Контрпример

- А вот контрпример побольше (до сих пор самый большой)
- У него, кстати, всё ещё есть общее ребро у всех интервалов

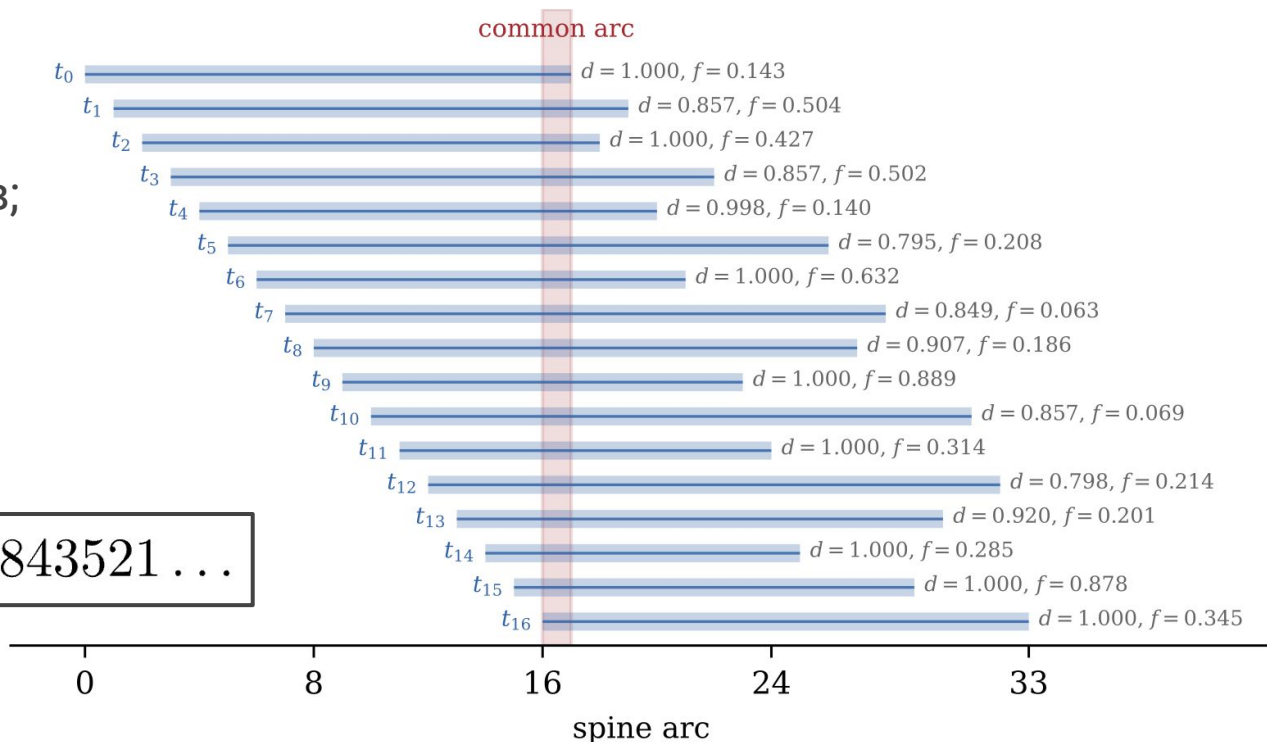


Контрпример

- Вот тот же рекордный контрпример в виде системы интервалов; f — доля дробного потока на поздний путь; так гораздо понятнее!

$$C \geq 1.282494797984843521 \dots$$

The $k = 17$ record: 17 crossing intervals on a 33-arc spine, all through one common arc



The $k = 17$ record: ~~17~~

- Вот тот же рекордный контрприм

The $k = 17$ record: ~~17~~

Вот тот же рекордный контрпример

The $k = 17$ record: 17

Потом ко мне пришёл pull request от Альфредо де ла Фуэнте, который переставил пару вершин в этом примере и дооптимизировал константу до

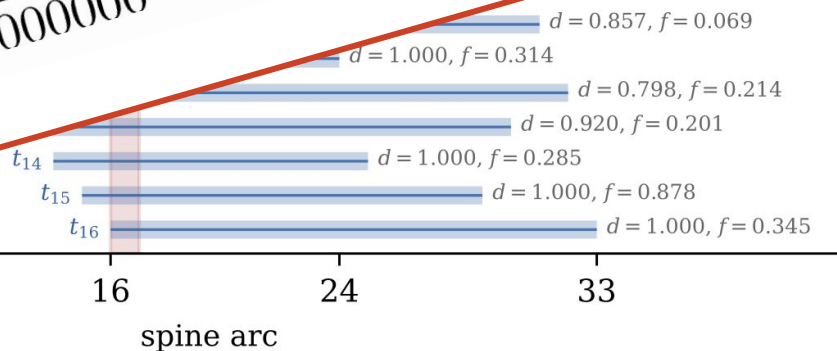
$$\frac{25086265636045340018727271}{2000000000000000000} = 1.2826006901250883$$

$d = 0.857, f = 0.314$

$d = 1.000, f = 0.314$

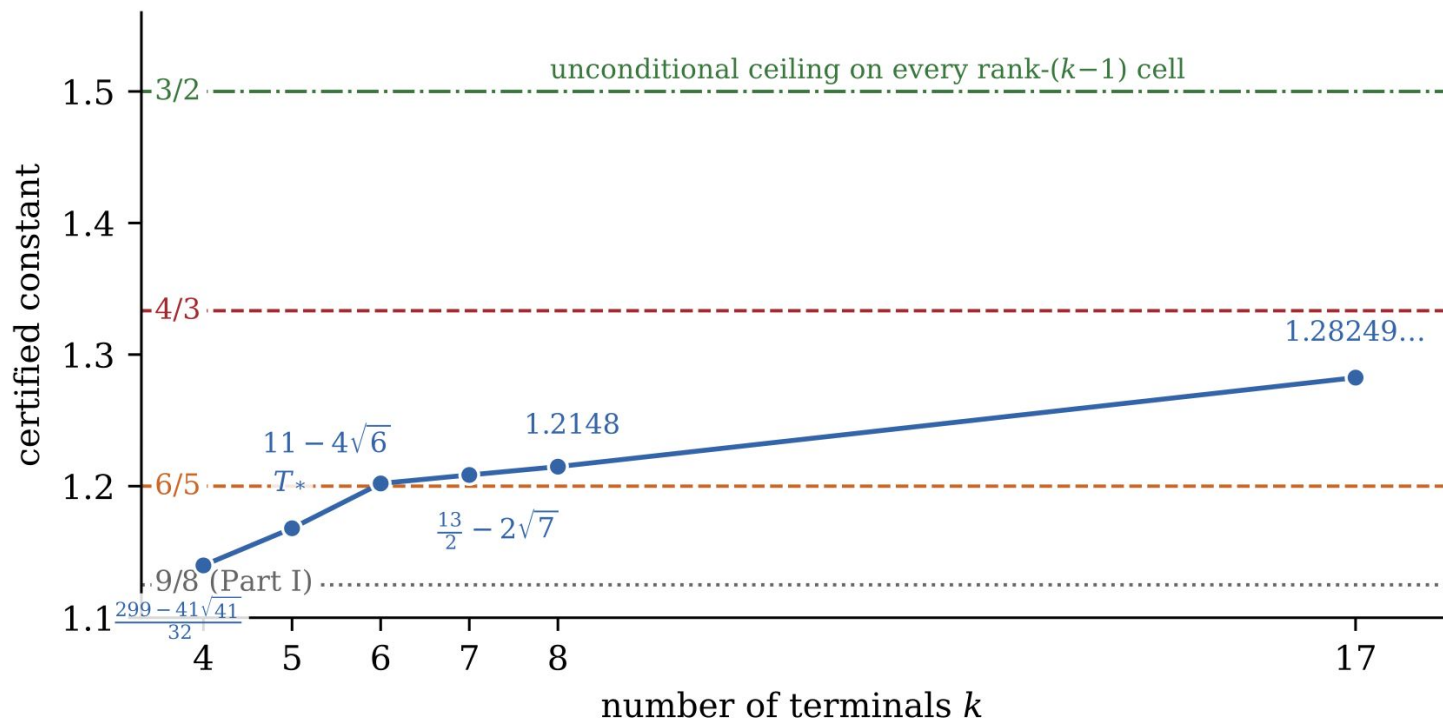
$d = 0.798$

$C \geq \frac{160325086265636045340018727271}{1250000000000000000000000000} = 1.2826$



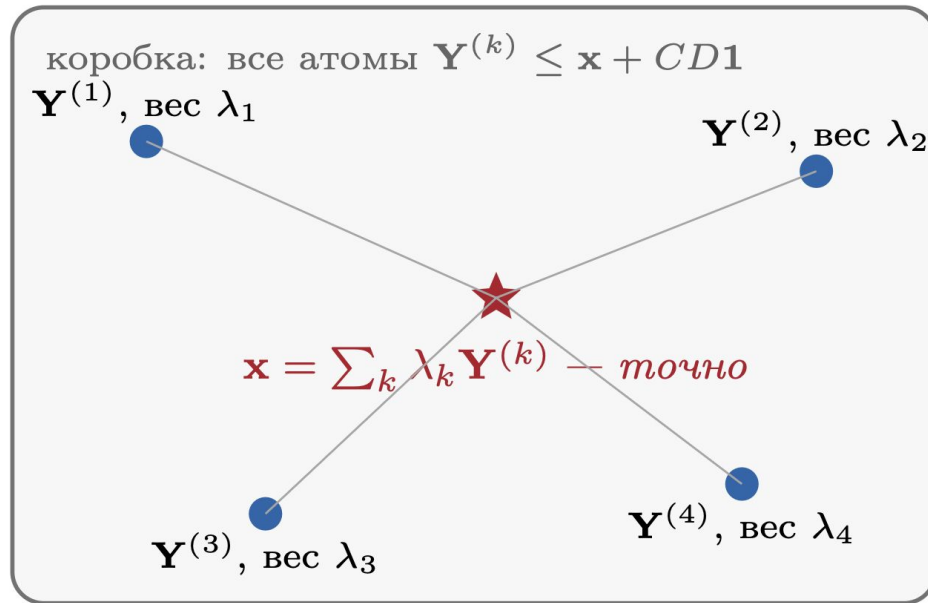
Лестница контрпримеров

- В этот момент лестница рекордов выглядела так
- Но история только начинается...



Кладём дробный поток в ящик

- Можно ли что-то доказать сверху?
- Здесь есть одна центральная идея: давайте представим дробный поток как выпуклую комбинацию целых атомов
- То есть положим в “ящик” (box)



средняя цена $= \mathbf{c}^\top \mathbf{x} \implies$ какой-то атом стоит не дороже $\mathbf{x}$:
сохранение цены достаётся бесплатно, остаётся только геометрия коробки

Кладём дробный поток в ящик

- Можно ли что-то доказать сверху?
- Здесь

Это значит, что, во-первых, теперь очень удобно говорить на вероятностном языке, а во-вторых, цены пропадают и остаётся геометрия:

Какого размера нужен ящик, чтобы мы смогли представить поток точным средним атомов?

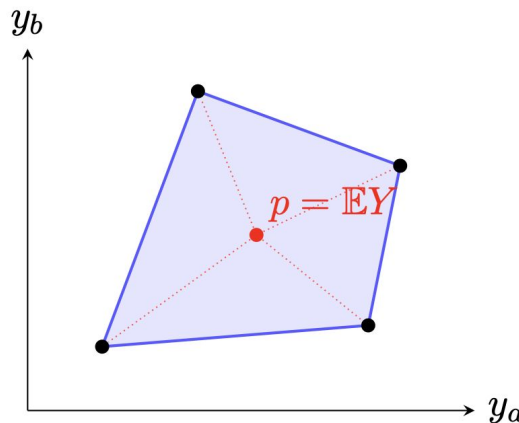
$\mathbf{Y}^{(4)}$, вес λ_4

, вес λ_3

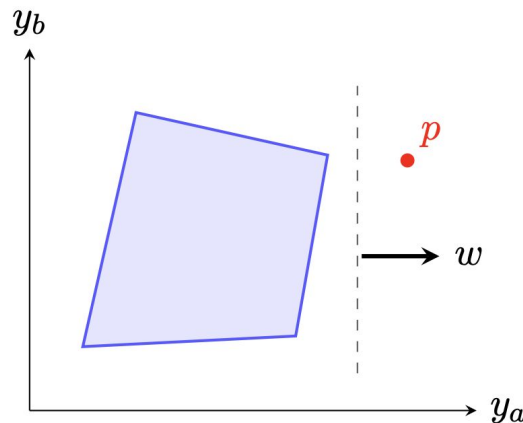
средняя цена = $\mathbf{c}^T \mathbf{x} \implies$ какой-то атом стоит не дороже $\mathbf{x}$:
сохранение цены достаётся бесплатно, остаётся только геометрия коробки

Кладём дробный поток в ящик

- Эта идея уже была в литературе, но мы, кажется, впервые доказали, что это *достаточное* условие: для любого класса графов, замкнутого относительно удаления дуг (планарные, последовательно-параллельные, деревья...), выполняется равенство:
оптимальная константа сохранения цены (умножить на D) *равна* минимальному радиусу ящика для точных средних
- И дальше мы использовали метод в двух направлениях



(a) exact-mean mixture



(b) strict separator

Арифметика заказов

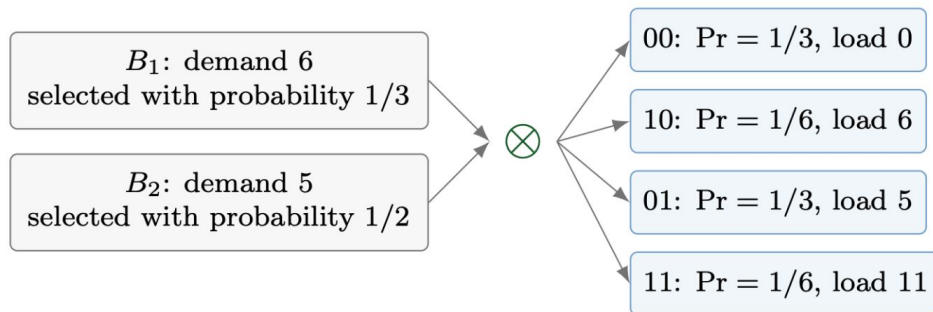
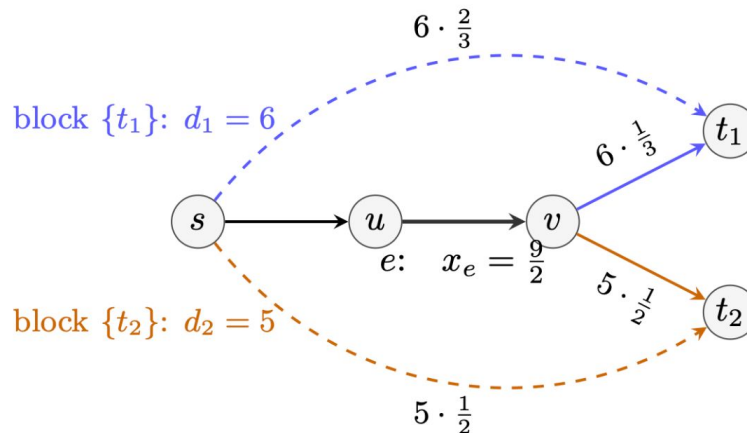
- Skutella (2002): если заказы образуют цепочку делимости (каждый делит следующий), гипотеза Гёманса верна как есть, с константой 1
- Мы превратили это в общий принцип факторизации:
 - разобьём множество значений заказов на цепочки делимости,
 - построим распределение в каждой цепочке независимо,
 - перемножим полученные распределения.
- При этом точные средние складываются, радиусы складываются, и каждая цепочка платит один раз своим максимумом

$$C \leq \frac{\text{sum of divisibility chain maxima}}{D}$$

Арифметика заказов: пример

- В этом примере четыре целочисленных маршрутизации 00, 01, 10, 11: первый бит о том, идёт ли через e путь в t_1 , второй — в t_2

$$\mathbb{E}Y_a = \frac{1}{6} \cdot 6 + \frac{1}{3} \cdot 5 + \frac{1}{6} \cdot 11 = \frac{9}{2}$$



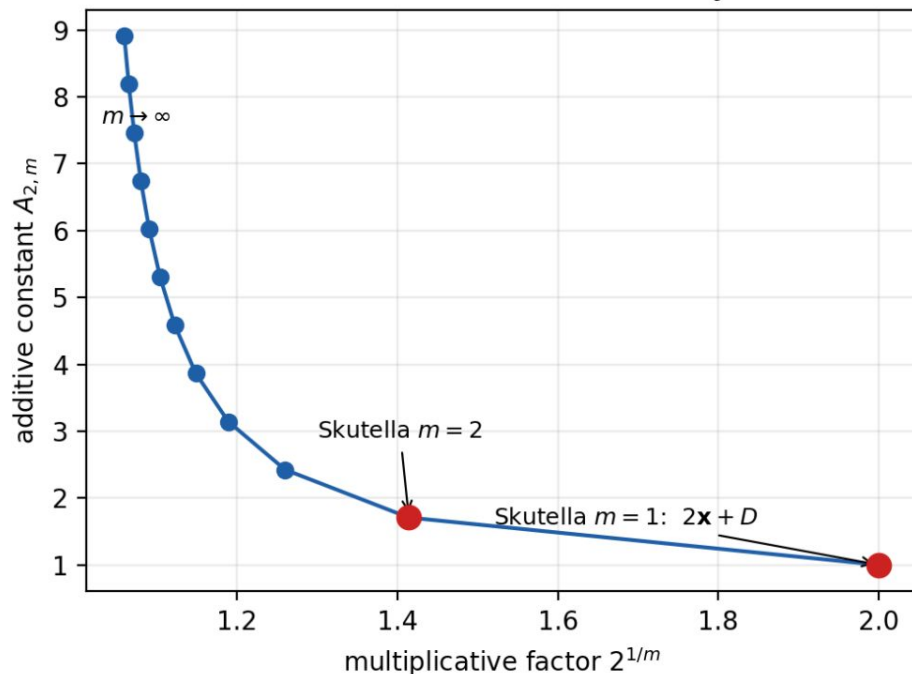
$$\mathbb{E}Y_a = \frac{1}{6}(6) + \frac{1}{3}(5) + \frac{1}{6}(11) = \frac{9}{2}$$

$$= 6(1/3) + 5(1/2)$$

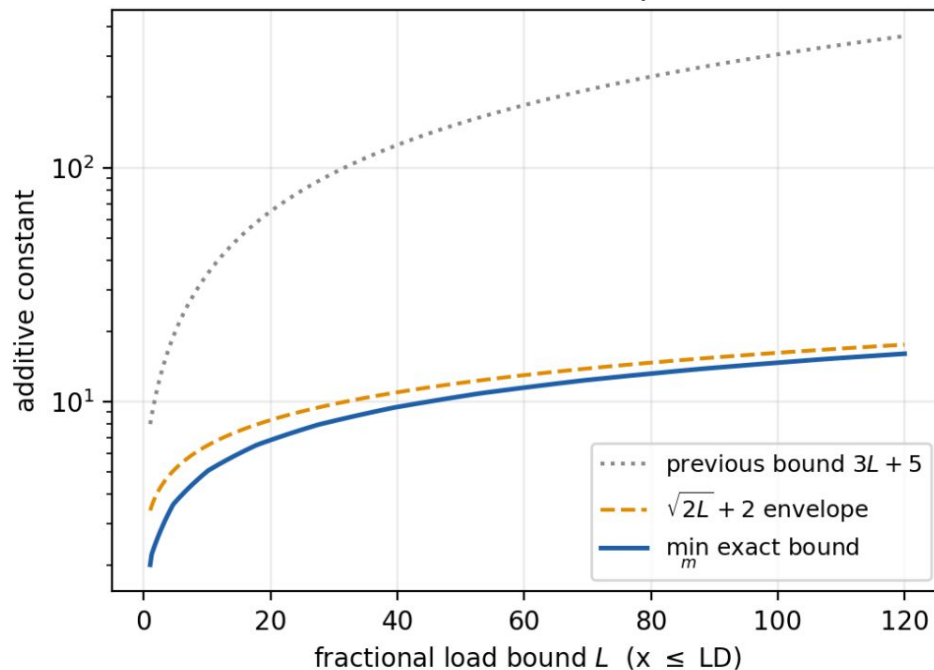
Арифметика заказов: результат

- Можно получить целое семейство оценок для ограниченной нагрузки:

The all- m shifted-chain family



Bounded-load consequence



Редукция слияния

- Самый концептуальный результат на арифметическом пути — редукция слияния (merger reduction); она позволяет легко рассмотреть все случаи, когда значения заказов сильно различаются
- Определим “оконную константу” K^* : наилучшую аддитивную ошибку точного среднего для примеров, все заказы которых лежат в одном “двойном окне” вида $[n, 2n]$. Тогда мы доказали, что

$$C_{\text{opt}} \leq K^* \leq 2 C_{\text{opt}}$$

- Заметим, что во всех наших контрпримерах заказы похожи; в $k=17$ все d лежали в $(1/2, 1]$; это не случайно!

Редукция слияния

- Самый концептуальный результат на арифметическом слиянии (merger reduction); она в том, что когда значения заказов лежат в $(1/2, 1]$, то $\mathcal{O}_{\text{opt}}$ — это единственное оптимальное решение.
- Определено, что для произвольных графов! Ограничения

здесь только на значения заказов, всё арифметически происходит.

- В контрпримерах заказы не лежали в $(1/2, 1]$; это не случайно!

Геометрия: ограничим виды графов

- А теперь вернёмся к графам, точнее к нашему двухпутевому семейству
- Когда путей ровно два, маршрутизация — это просто вектор битов
- А весь граф сворачивается в матрицу разностей маршрутов g : положим $g_{ai}=+1$, если дуга a лежит только на позднем пути терминала i , $g_{ai}=-1$, если только на раннем, и $g_{ai}=0$, если она лежит на обоих или ни на одном
- Число ненулевых элементов строки назовём её **арностью**: это число терминалов, чьё переключение затрагивает данную дугу
- Арность оказалась ключевым свойством задачи



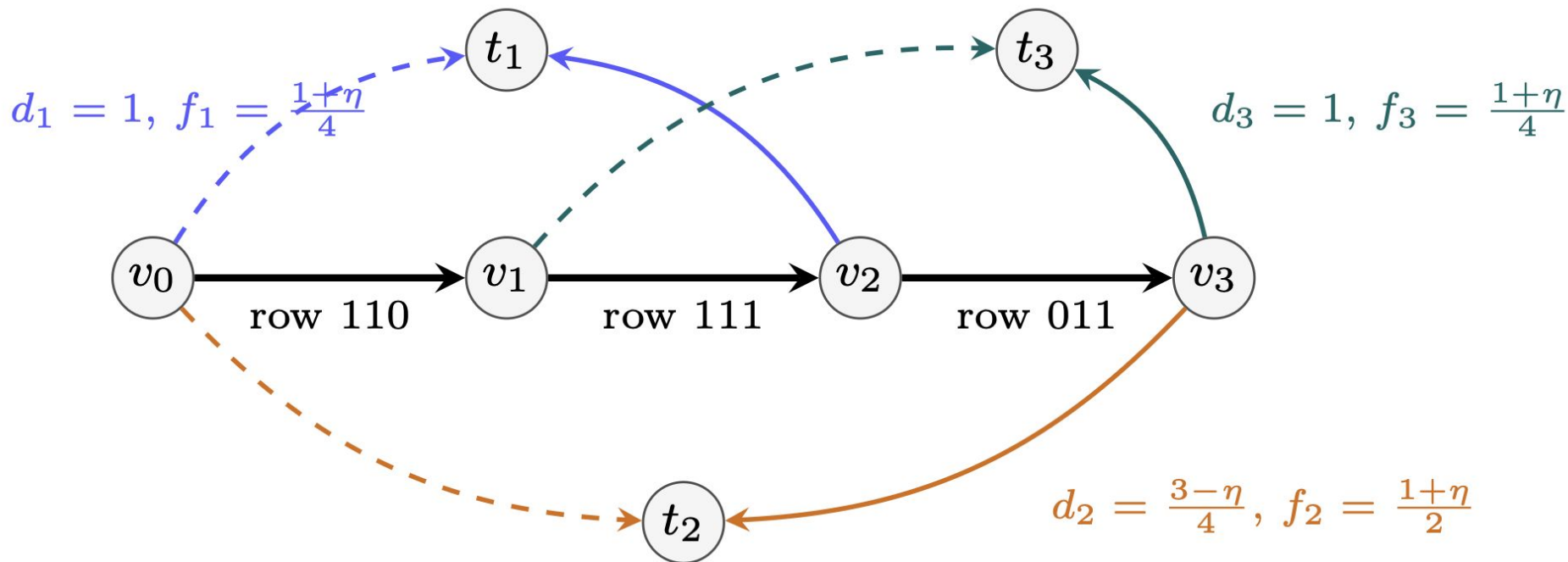
Геометрия: ограничим виды графов

- **Теорема.** вся матрица g (после удаления нулевых строк) — это сетевая матрица (network matrix), матрица знаковых инциденций путей в некотором дереве, и в частности она вполне унимодулярна
- **Теорема.** У двухпутевого примера, все строки которого имеют ранность не выше 2, точный радиус равен ровно D , при любой цикличности взаимодействий.
- То есть при ранности 2 мы получили $E(2)=1$ (меньше единицы не бывает уже при одном терминале)



Геометрия: ограничим виды графов

- Треугольник конфликтов — это как раз минимальный пример арности 3



Оценки на ограниченную арность

- И мы строго доказали, что с арностью 3 не получится константа больше $9/8$, то есть вместе с нашим контрпримером получается $E(3)=9/8$
- Дальше — арность 4. Существует ровно пять максимальных носителей взаимодействия четырёх терминалов (с точностью до перестановок; эта классификация тоже нетривиальная и тоже доказана нами):

form 0

0	1	2	3
■	□	■	□
■	■	□	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 1

0	1	2	3
□	■	□	■
■	□	■	□
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 2

0	1	2	3
■	□	□	■
■	□	■	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 3

0	1	2	3
□	□	■	■
■	□	■	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 4

0	1	2	3
□	□	■	■
□	■	□	■
■	□	■	□
■	■	■	■
■	■	□	□

Оценки на ограниченную арность

- Форма 0 — это интервальное ядро из первого нашего контрпримера, и её точная локальная константа равна $E(4) = \frac{299 - 41\sqrt{41}}{32}$
- А все остальные случаи можно ограничить константой $9/8$ (это самое тяжёлое место в доказательстве, там заметный перебор случаев, но “ручной”, не компьютерный)

form 0

0	1	2	3
■	□	■	□
■	■	□	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 1

0	1	2	3
□	■	□	■
■	□	■	□
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 2

0	1	2	3
■	□	□	■
■	□	■	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 3

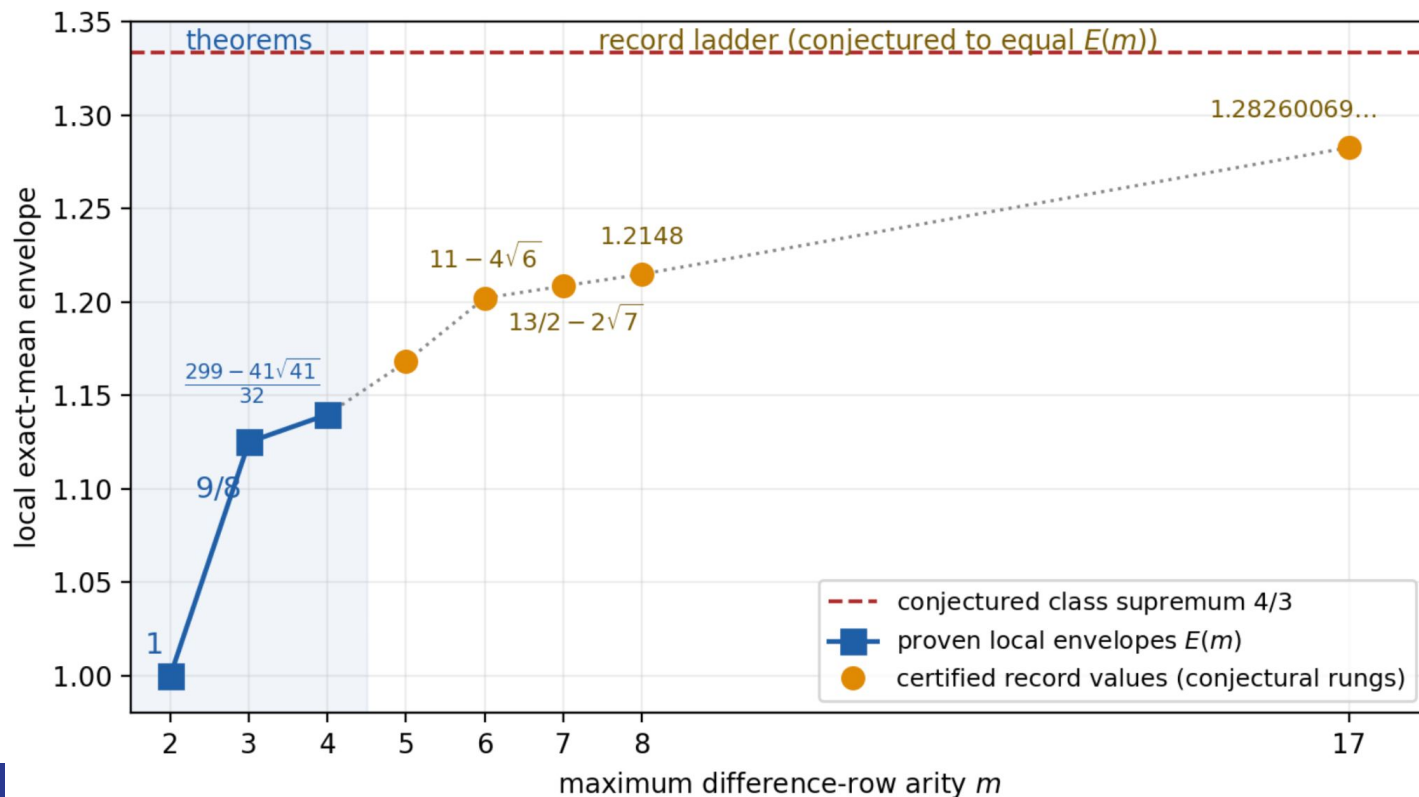
0	1	2	3
□	□	■	■
■	□	■	■
■	■	■	■
■	■	■	□
■	■	□	□

form 4

0	1	2	3
□	□	■	■
□	■	□	■
■	□	■	□
■	■	■	■
■	■	□	□

Оценки на ограниченную арность

- И вот получается, что наши контрпримеры стали точными оценками
- $E(17)$ оценить, правда, не обещаю :) уже $E(4)$ было тяжело



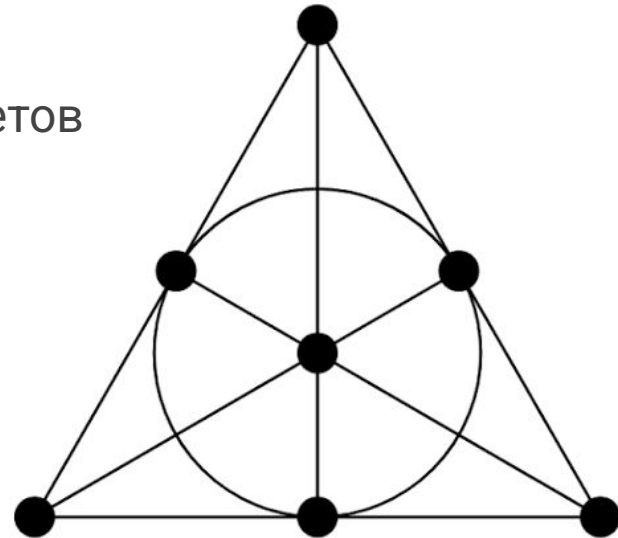
От локального к глобальному

- И последняя группа результатов, совсем неожиданная
- Мы знаем, что строки арности 2 бесплатны и попадают в один D-ящик. А ещё у нас есть теорема о композиции
- Значит, для системы с арностью 3 достаточно раскрасить терминалы в два цвета так, чтобы ни одна тройная строка не стала одноцветной: внутри каждого цвета арность упадёт до двух, каждый цвет заплатит один D-ящик, итого получим оценку $2D$
- Свойство “гиперграф раскрашиваем в два цвета без одноцветных рёбер” — это классическое **Property B** (в честь Бернштейна, название Миллера, 1937).



От локального к глобальному

- Вообще говоря, Property B не всегда выполняется; минимальный контрпример — плоскость Фано
- Но плоскость Фано не реализуется как инцидентности путей в дереве
- Известно, что пути в дереве с нагрузкой не выше Δ на ребро можно правильно раскрасить в $\lfloor 3\Delta/2 \rfloor$ цветов
- **Теорема.** Если арность взаимодействия не превышает 3, то радиус ящика не превышает $2D$. Для арности m получается оценка $\lceil \lfloor 3\Delta/2 \rfloor / 2 \rceil D$.
- Это первый результат для графов с ограничением только на арность



От локального к глобальному

- Вообще говоря, Property B не всегда выполняется
контрпример — плоскость Фано

- Но плоскость Фано

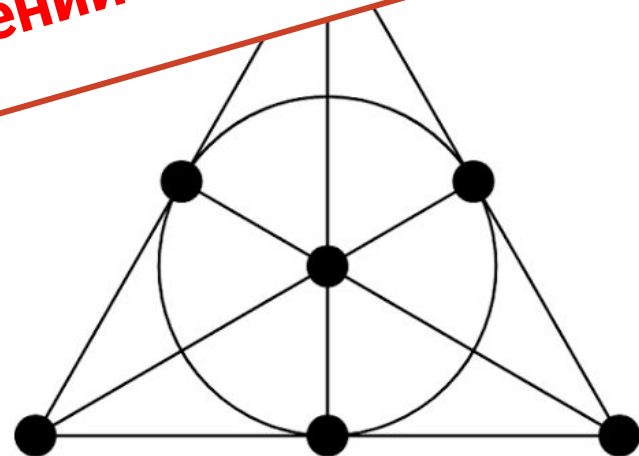
- Известно

-

- ...вышает 2D.
...оценка $\lceil 3\Delta/2 \rceil / 2\Delta$.

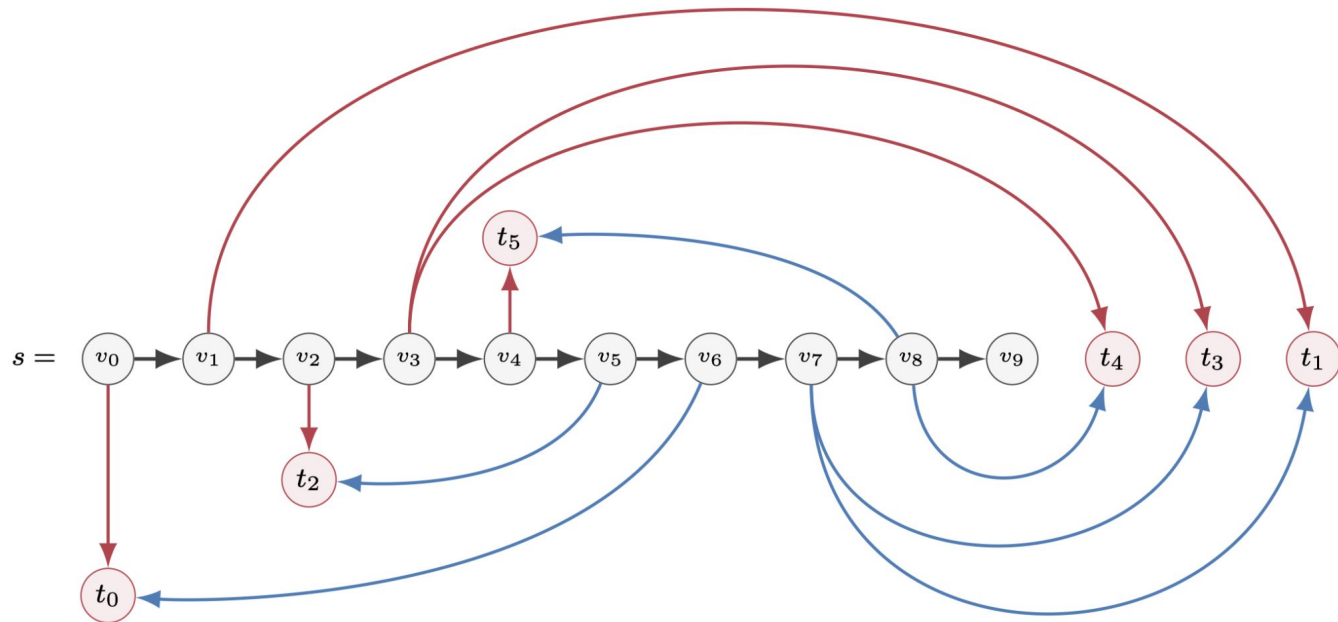
- Это результат для графов с
ограничением только на арность

**К сожалению, весь этот разговор про арности —
только для двухпутевых графов, т.е. это
направление ещё очень далеко от каких-то
безусловных утверждений**



Новый планарный рекорд

- И последний результат, уже без особой глубокой теории
- Новый *планарный* контрпример, для которого получается константа



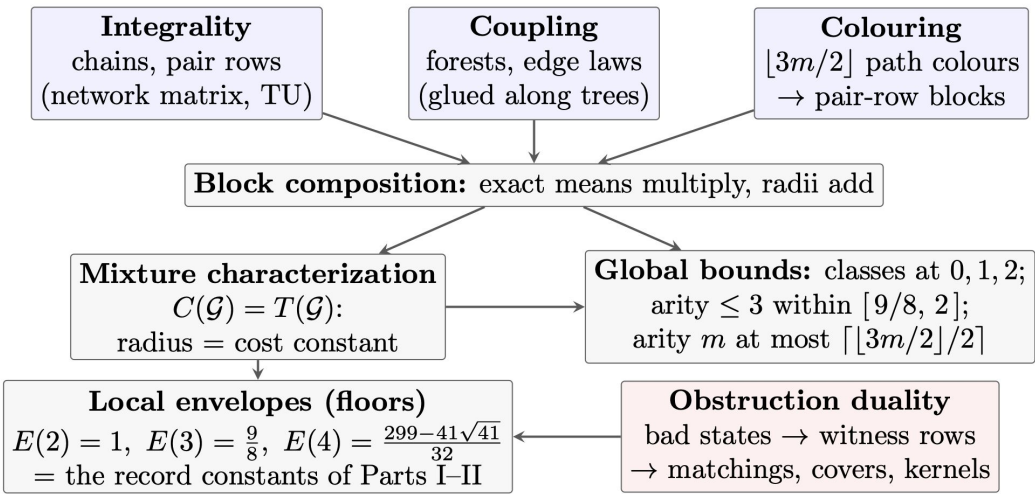
$$C_{\text{planar}} \geq \frac{58676765987259}{50000000000000} = 1.17353531974518$$

red: early/expensive exit blue: late/free exit black: directed spine

intervals: $t_0 : [0, 5]$, $t_1 : [1, 6]$, $t_2 : [2, 4]$, $t_3 : [3, 6]$, $t_4 : [3, 7]$, $t_5 : [4, 7]$

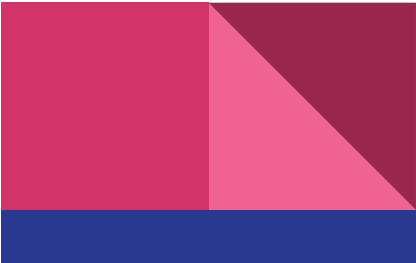
Итого

- Структура и общая схема результатов



Demand values	Bound on C	
one value, or one divisibility chain	1	Cor. 4.4(1)
two values $D > d$	$1 + d/D < 2$	Cor. 4.4(1)
successive gaps of factor ≥ 2	< 2	Cor. 4.4(2)
$\leq m$ values per dyadic band	$< 2m$	Cor. 4.4(3)
arbitrary value set $\mathcal{V}$	$\kappa_{\text{div}}(\mathcal{V}) \leq R/D$	Prop. 4.5
bounded loads $\mathbf{x} \leq LD\mathbf{1}$	$\sqrt{2L} + 2$	Cor. 6.4
unrestricted	open, equiv. to $K^* < \infty$	Thms. 7.2, 7.3

Block type	Why one exact-mean law exists	Radius paid
divisibility chain	Morell–Skutella chain decomposition	$\max d_i$
factor-incidence forest	local row laws glued along singleton marginals	$\max d_i$
pair-row two-path block	one forbidden corner per row plus total unimodularity	$\max d_i$
ternary two-path block	four path colours merged into two pair-row blocks	$2 \max d_i$



Итого

- [Часть I, “A Planar Lower Bound 1.1397... > 9/8 for Cost-Preserving Single-Source Unsplittable Flows”](#)
- [Часть II, “Deletion-Star Ceilings and a 1.28249 Lower Bound for Cost-Preserving Single-Source Unsplittable Flows”](#)
- [Часть III, “Exact-Mean Decompositions for Cost-Preserving Single-Source Unsplittable Flows: Demand Scales and Local Interaction Structure”](#)

1.28249... Lower Bound and Partial Upper Bounds for Cost-Preserving Single-Source Unsplittable Flows



For a single-source unsplittable flow, find the optimal universal additive constant C s.t. every feasible fractional flow x with arc costs c should admit an unsplittable routing y with $c^\top y \leq c^\top x$ and $y_a \leq x_a + C \cdot d_{\max}$ on every arc. Goemans conjectured $C = 1$; this was disproved in July 2026 by a separate seven-vertex counterexample with critical constant $16/15$ (see the Dinitz–Garg–Goemans entry), leaving the optimal C open.

Lower bound: a seventeen-terminal common-point interval instance certifies

$$C \geq \frac{1282494797984843521}{10^{18}} = 1.28249 \dots$$

1.17353 planar lower bound and exact local envelopes for cost-preserving single-source unsplittable flow



For a single-source unsplittable flow, find the optimal universal additive constant C s.t. every feasible fractional flow x with arc costs c should admit an unsplittable routing y with $c^\top y \leq c^\top x$ and $y_a \leq x_a + C \cdot D$ on every arc. We provide several new results on C :

Открытые вопросы

- Существует ли конечная универсальная C ? Главный вопрос стоит как стоял, но теперь он эквивалентен конечности оконной константы K^* , и известно, что $K^* \geq 2.5652$.
- Гипотеза $4/3$: лестница рекордов двухпутевого класса, кажется, стремится к $4/3$, но это мы не доказали
- Планарные графы: теперь там есть интервал $[1.17353..., 2]$ для C , и обе границы выглядят улучшаемыми
- $E(5)$ и дальше: совпадут ли следующие ступени лестницы рекордов с точными локальными константами, как это случилось с $E(3)$ и $E(4)$?

Как шла работа

- Это был уже не one-shot tour de force, как у Рыбина. Работали три модели в разных ролях:
 - GPT 5.6 Sol гоняла экспериментальные “кампании”
 - мы вместе с Claude писали подробный бриф — какие гипотезы проверить, какие сертификаты сгенерировать, в каком формате отчитаться,
 - Sol возвращалась с результатами, часто неожиданными
- Claude Fable 5 / Opus 5 занимались теорией, проверкой и текстом: верифицировали каждый раунд, доказывали, что доказывается вручную, ловили ошибки, писали тексты
- Циклов “кампания — верификация — теория — новый бриф” было примерно восемь. Ключевые идеи в основном предлагали модели; я выбирал направления, закрывал тупиковые ветви, лично перепроверил и переписал все доказательства и, разумеется, несу ответственность за все ошибки.
- Ошибок было много! Неверные тождества, красивые теоремы, опровергаемые контрпримерами, и много чего другого. Но в основном ошибки моделей могли поймать другие модели

Как шла работа

- Это был уже не one-shot tour de force, как у Б...

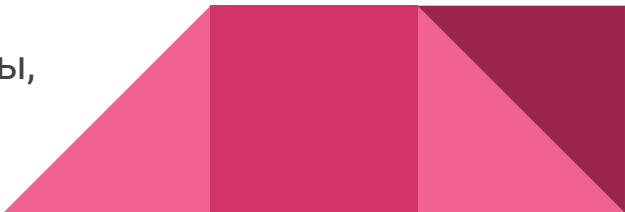
- GPT 5.6 Sol гоняла экспоненту
- мы вместе с Слава
- сертификаты
- ...

ях:

И ещё одно замечание: гипотезу мы не закрыли до конца, но на мой взгляд, мы сделали очень даже неплохую кандидатскую диссертацию, с кучей теорем, в том числе непростых технических.

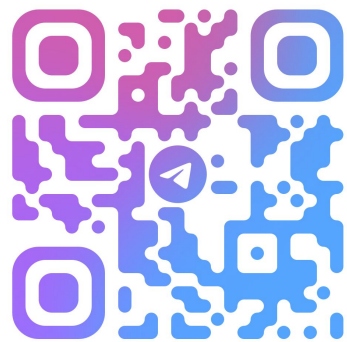
За две-три недели, работая далеко не full-time...

- О... ждества, красивые теоремы, оп... примерами, и много чего другого. Но в ос... ки моделей могли поймать другие модели

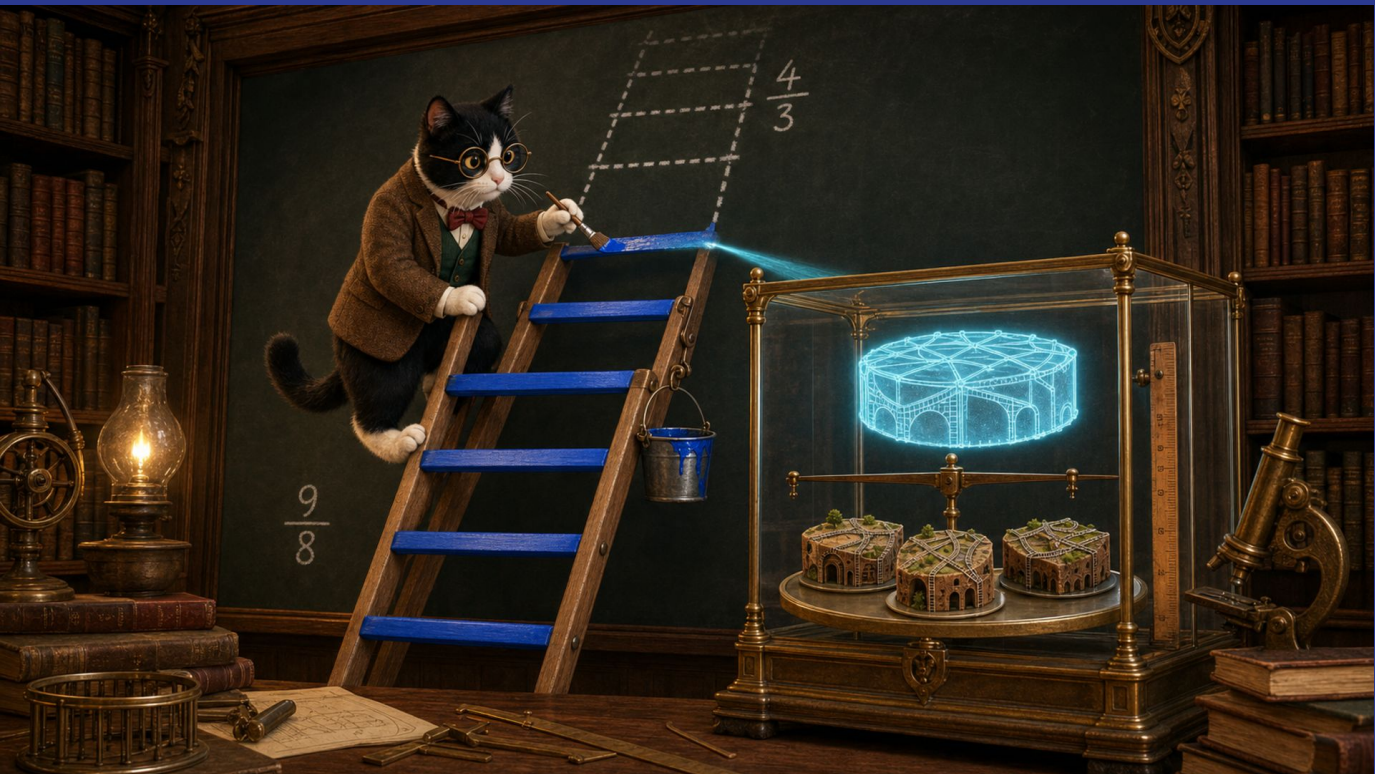




Спасибо за внимание!



@SINECOR



Сергей Николенко

