

Граница периодичности для букета циклов

Никита Шапошник, Б05-025

научный руководитель: А. Э. Гутерман

В настоящей статье обсуждается граница периодичности, определённая в [7], для букетов из циклов, то есть для графа, состоящего из ориентированных циклов, пересекающихся по одной вершине. Получен алгоритм вычисления этой границы периодичности для букета из ориентированных циклов.

In this paper we discuss a particular case of transient defined by Sergeev in [1] for unweighted digraphs and for primitive digraphs. An algorithm for calculating this transient for bouquet of directed cycles (for cycles intersecting at one vertex) is established.

1 Введение

Определение 1.1. *Тропическим полукольцом* будем называть множество $\mathbb{R}_{\max} = \mathbb{R} \cup \{-\infty\}$ с операциями сложения \oplus и умножения \otimes :

$$\begin{aligned} a \oplus b &= \max(a, b) \\ a \otimes b &= a + b. \end{aligned}$$

Нетрудно проверить, что \mathbb{R}_{\max} , действительно, является полукольцом:

- операция сложения \oplus коммутативна и ассоциативна, существует нейтральный по сложению элемент $-\infty$;
- умножение \otimes ассоциативно. Более того, оно коммутативно и имеет нейтральный элемент 0;
- умножение дистрибутивно относительно сложения, то есть $a \otimes (b \oplus c) = a \otimes b \oplus a \otimes c$ для любых $a, b, c \in \mathbb{R}_{\max}$;
- умножение на $-\infty$ всегда даёт $-\infty$.

Заметим, что для любого $a \in \mathbb{R}_{\max}$, $a \neq -\infty$ существует обратный по умножению элемент $a^- = -a$, то есть $a^- \otimes a = a \otimes a^- = 0$. Степени скаляров в \mathbb{R}_{\max} означают обычное умножение: $\lambda^{\otimes t} = t \cdot \lambda$.

Множество матриц размера $n \times m$ над \mathbb{R}_{\max} будем обозначать через $\mathbb{R}_{\max}^{n \times m}$. Для тропической матрицы A будем писать $A > -\infty$, если в ней нет элементов, равных $-\infty$. Для двух тропических матриц $A = (a_{ij})$ и $B = (b_{ij})$ будем писать $A \geq B$, если $a_{ij} \geq b_{ij}$ для любых допустимых i, j .

Ключевые слова: тропическая алгебра, ориентированные графы, степени матриц, периодичность, граница периодичности.

В данной работе нам интересны степени тропических матриц. Для квадратной $n \times n$ тропической матрицы $A = (a_{ij}) \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ и для произвольного $t \geq 1$ определим t -ую тропическую степень матрицы A следующим образом:

$$A^t = \underbrace{A \otimes \cdots \otimes A}_{t \text{ раз}}.$$

Доопределим нулевую степень тропической матрицы: $A^0 = I$ — единичная тропическая матрица, где все диагональные элементы равны 0, а все недиагональные элементы равны $-\infty$.

Путь в графе \mathcal{G} — это конечная последовательность вершин (i_0, i_1, \dots, i_L) графа \mathcal{G} таких, что (i_k, i_{k+1}) является ребром в графе \mathcal{G} для $0 \leq k \leq L-1$. Путь, вершины в котором не повторяются, называется простым. Число L будем называть длиной пути, а сумму весов его рёбер — весом пути. Назовём циклом путь, у которого вершины i_0 и i_L совпадают. Если никакие две вершины, кроме начала и конца, в цикле не повторяются, то такой цикл назовём простым. Расстоянием от вершины u до вершины v назовём минимальную длину пути, начинающегося в вершине u и кончающегося в вершине v .

По матрице A можно построить ориентированный взвешенный граф $\mathcal{G}(A) = (V, E)$, здесь множество вершин $V = \{1, 2, \dots, n\}$, а множество рёбер $E \subseteq V \times V$, где $(i, j) \in E$ тогда и только тогда, когда $a_{ij} \neq -\infty$. Веса рёбер определяются функцией $w : E \rightarrow \mathbb{R}$, $(i, j) \mapsto a_{ij}$. Говорят, что A является матрицей смежности графа $\mathcal{G}(A)$.

Наоборот, по взвешенному ориентированному графу \mathcal{G} на n вершинах аналогично можно построить матрицу смежности $A = (a_{ij}) \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$. Для этого пронумеруем вершины числами от 1 до n и запишем в a_{ij} вес ребра от i до j , если оно есть, и $-\infty$ иначе.

Утверждение 1.2. [3, равенство (9)] *Элемент матрицы A^t с индексами u, v равен максимальному весу пути в графе $\mathcal{G}(A)$ от u до v длины ровно t .*

Определение 1.3. Назовём ориентированный граф *сильно связным*, если для любых вершин u, v существует путь из u в v .

Назовем тропическую матрицу A *неразложимой*, если граф $\mathcal{G}(A)$ сильно связан.

Определение 1.4. Если существует целое неотрицательное n такое, что $A^n > -\infty$, то матрица A называется *примитивной*. В этом случае минимальное такое n называется *экспонентой* матрицы A и обозначается через $\exp(A)$.

Определение 1.5. Ориентированный граф \mathcal{G} называется *примитивным*, если существует целое неотрицательное n такое, что для любых двух вершин u, v графа \mathcal{G} существует путь от u до v длины ровно n . В этом случае минимальное такое n называется *экспонентой* графа \mathcal{G} и обозначается через $\exp(\mathcal{G})$.

По утверждению 1.2, примитивность матрицы A эквивалентна примитивности графа $\mathcal{G}(A)$. Более того, $\exp(A) = \exp(\mathcal{G}(A))$.

Определение 1.6. [5, опр. 2.1] *Индекс цикличности* ориентированного графа \mathcal{G} обозначается через $\sigma_{\mathcal{G}}$ и определяется следующим образом:

1. Если \mathcal{G} сильно связан и содержит хотя бы две вершины, то цикличность равна наибольшему общему делителю всех длин ориентированных циклов в \mathcal{G} .
2. Если в \mathcal{G} есть только одна вершина (с петлей или без), то $\sigma_{\mathcal{G}} = 1$.
3. Если \mathcal{G} не сильно связан, то его цикличность равна наименьшему общему кратному цикличностей всех максимальных его сильно связанных подграфов.

С помощью индекса цикличности можно сформулировать критерий примитивности ориентированного графа:

Теорема 1.7. [6, теорема 3.4.4] *Оrientированный граф \mathcal{G} является примитивным тогда и только тогда, когда \mathcal{G} сильно связан, и его индекс цикличности равен 1.*

Заметим, что если матрица A является примитивной, то $A^t > -\infty$ для любого $t \geq \exp(A)$. Действительно, если в графе $\mathcal{G}(A)$ для произвольных двух вершин u, v есть путь длины $\exp(A)$ из u в v , то есть и путь длины t — достаточно взять вершину w , расстояние от которой до вершины v равно $t - \exp(A)$. Такая вершина w существует по сильной связности графа $\mathcal{G}(A)$. Тогда существует путь длины $\exp(A)$ от u до w , и путь длины $t - \exp(A)$ от w до v . Взяв конкатенацию этих путей, получим искомый путь нужной длины.

Рассмотрим ориентированный цикл (i_1, \dots, i_k) в $\mathcal{G}(A)$. Средний вес ребра в цикле — это тропическое среднее геометрическое весов ребер в нём:

$$\sqrt[k]{a_{i_1 i_2} \otimes a_{i_2 i_3} \otimes \dots \otimes a_{i_k i_1}} = \frac{1}{k} (a_{i_1 i_2} + a_{i_2 i_3} + \dots + a_{i_k i_1})$$

Определение 1.8. Ориентированный цикл называется *критическим*, если у него максимальный средний вес. *Критический подграф \mathcal{G}^c* графа \mathcal{G} — это объединение всех критических циклов в \mathcal{G} .

Максимальный средний вес цикла в $\mathcal{G}(A)$ обозначается через $\lambda(A)$, т.е.

$$\lambda(A) = \bigoplus_{k=1}^d \bigoplus_{i_1, \dots, i_k} (a_{i_1 i_2} \otimes \dots \otimes a_{i_k i_1})^{\otimes 1/k} = \max_{k=1}^d \max_{i_1, \dots, i_k} \frac{(a_{i_1 i_2} + \dots + a_{i_k i_1})}{k}$$

Определение 1.9. *Звездой Клини* тропической матрицы A с называется сумма следующего ряда, если она существует:

$$A^* = \bigoplus_{i=0}^{\infty} A^i. \quad (1)$$

Теорема 1.10. [10, теорема 2.2, часть 1] *Ряд (1) сходится тогда и только тогда, когда $\lambda(A) \leq 0$. В этом случае*

$$A^* = \bigoplus_{i=0}^{n-1} A^i.$$

Утверждение 1.11. [2, равенство (8)] *Элемент матрицы A^* с индексом i, j лежит длина оптимального пути от вершины i к вершине j в графе $\mathcal{G}(A)$ без ограничения на длину пути.*

Определение 1.12. *Обхватом* графа \mathcal{G} называется наименьшая длина цикла в \mathcal{G} и обозначается через $g(\mathcal{G})$ (от английского girth).

Окружностью графа \mathcal{G} называется наибольшая длина цикла в \mathcal{G} и обозначается через $cr(\mathcal{G})$ (от английского circumference).

Максимальную длину простого пути в графе \mathcal{G} обозначим через $cd(\mathcal{G})$ (от английского cab driver's diameter).

В [7, теорема 3.9] доказывается теорема о цикличности: для неразложимой A существует такое натуральное σ и целое неотрицательное T , что для любого $t \geq T$

$$A^{t+\sigma} = \lambda^{\otimes \sigma} \otimes A^t,$$

где $\lambda = \lambda(A)$ — наибольший средний вес цикла в $\mathcal{G}(A)$, и $\lambda^{\otimes \sigma} = \underbrace{\lambda \otimes \dots \otimes \lambda}_{\sigma \text{ раз}}$.

Определение 1.13. Наименьшее такое T обозначается через $T(A)$ и называется границей периодичности матрицы A .

В [1] теорема о цикличности переформулируется в терминах CSR -разложения, которое определяется там же: для любого $t \geq T(A)$

$$A^t = \lambda^{\otimes t} \otimes CS^t R.$$

Основная цель работы — получение границы периодичности для букетов циклов, то есть для графа, состоящего из ориентированных циклов, пересекающихся по одной вершине. Обозначим через $T(a_1, \dots, a_n; \sigma)$ границу периодичности для букета из циклов длины $a_1\sigma, \dots, a_n\sigma$. Приводится алгоритм для вычисления этой границы периодичности. Для этого вводится вспомогательная функция $P(a_1, \dots, a_n)$, которая равна наименьшему числу, начиная с которого можно получать любые числа в виде линейной комбинации чисел a_1, \dots, a_n с неотрицательными коэффициентами.

В разделе 2 вводятся матрицы C , S , R и определяется граница периодичности. В разделе 3 определяется букет из циклов и доказывается формула для границы периодичности такого графа через вспомогательную функцию P . В разделе 4 описывается алгоритм, вычисляющий функцию P .

2 CSR-разложение

Во введении была определена граница периодичности $T(A)$. Переформулируем теорему о цикличности в терминах CSR -разложения.

Рассмотрим неразложимую матрицу $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$. Введем обозначения: $\sigma = \sigma_{\mathcal{G}^c(A)}$ — индекс цикличности критического подграфа, $M = ((\lambda(A)^- \otimes A^\sigma)^*$.

Обозначим для произвольного графа \mathcal{G} множество его вершин через $V(\mathcal{G})$, а множество его рёбер — через $E(\mathcal{G})$.

Определим матрицы $C, S, R \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ следующим образом:

$$\begin{aligned} c_{ij} &= \begin{cases} m_{ij}, & \text{если } j \in V(\mathcal{G}^c(A)) \\ -\infty, & \text{иначе,} \end{cases} & r_{ij} &= \begin{cases} m_{ij}, & \text{если } i \in V(\mathcal{G}^c(A)) \\ -\infty, & \text{иначе,} \end{cases} \\ s_{ij} &= \begin{cases} \lambda(A)^- \otimes a_{ij}, & \text{если } (i, j) \in E(\mathcal{G}^c(A)) \\ -\infty, & \text{иначе.} \end{cases} \end{aligned}$$

Обозначим произведение матриц $CS^t R$, построенных по матрице A , через $CS^t R[A]$ для произвольного t .

Теорема 2.1 (Переформулировка теоремы о цикличности). [2, теорема 2.2] Для любого $t \geq T(A)$:

$$A^t = \lambda(A)^{\otimes t} \otimes CS^t R[A]. \quad (2)$$

Заметим, что если $\lambda(A) = 0$, то (2) записывается в виде:

$$A^t = CS^t R[A].$$

Таким образом, матрица C отвечает за пути, кончающиеся в критическом подграфе, и длины которых делятся на σ , матрица S^t отвечает за пути длины ровно t , целиком лежащие в критическом подграфе, а матрица R — за пути, начинающиеся в критическом подграфе, и длины которых делятся на σ . Значит, произведение $CS^t R$ отвечает за конкатенацию трёх вышеописанных путей.

Утверждение 2.2. [4, утверждение 3.2] Для любого $t \geq 0$ верно, что $CS^{t+\sigma}R[A] = CS^tR[A]$. Иначе говоря, последовательность матриц $\{CS^tR[A]\}_{t \geq 0}$ периодична с периодом σ .

Через $\mathcal{W}^{t,l}(i \xrightarrow{\mathcal{G}'} j)$ обозначим множество путей от вершины i к вершине j , имеющих длину t по модулю l , и проходящих хотя бы через одну вершину графа \mathcal{G}' . Для множества \mathcal{W} через $p(\mathcal{W})$ обозначим максимальный вес пути из множества \mathcal{W} .

Утверждение 2.3. [2, теорема 6.1] Если $\lambda(A) = 0$, то верно следующее равенство:

$$(CS^tR[A])_{ij} = p(\mathcal{W}^{t,\sigma}(i \xrightarrow{\mathcal{G}^c(A)} j)), \quad (3)$$

где σ обозначает цикличность $\mathcal{G}^c(A)$, а через $(X)_{ij}$ обозначается элемент матрицы X , стоящий на пересечении строки i и столбца j .

Введём ещё одну функцию — $T_1(A, B)$. Для этого зафиксируем матрицу B такую, что $B \leq A$.

Определение 2.4. [2, страница 165] $T_1(A, B)$ — наименьшее целое положительное число такое, что для любого $t \geq T_1(A, B)$:

$$A^t = (\lambda(A)^{\otimes t} \otimes CS^tR[A]) \oplus B^t. \quad (4)$$

Если $\lambda(A) = 0$, то (4) записывается в виде $A^t = CS^tR[A] \oplus B^t$. Если $B = -\infty$, то $T(A) = T_1(A, B)$.

Утверждение 2.5 (Определённость $T_1(A, B)$). Функция $T_1(A, B)$ определена для любой неразложимой матрицы A и для любой $B \leq A$, то есть существует такое число t_1 такое, что для любого $t \geq t_1$ верно равенство (4).

Доказательство. Заметим, что при любых t верно неравенство $A^t \geq B^t$, и при $t \geq T(A)$, по определению $T(A)$, будет верно равенство $A^t = \lambda(A)^{\otimes t} \otimes CS^tR[A]$.

Значит, при $t \geq T(A)$ будет верно равенство (4). \square

Есть множество способов определить матрицу B , и здесь мы рассматриваем один частный случай: способ Нахтигалля [2, страница 170]. Определим матрицу $B_N[A] = (b_{ij}) \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ следующим образом:

$$b_{ij} = \begin{cases} -\infty, & \text{если } i \in V(\mathcal{G}^c) \text{ или } j \in V(\mathcal{G}^c), \\ a_{ij}, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Обозначим $T_1(A, B)$ для описанной матрицы $B_N[A]$ через $T_{1,N}(A)$.

Замечание 2.6 (Инвариантность относительно умножения на скаляр). [3, страница 287] Если $A' = A \otimes \mu$, где $\mu \neq -\infty$, то

- $\lambda(A') = \lambda(A) \otimes \mu$, $B_N[A'] = B_N[A]$
- $CSR[A'] = CSR[A]$

Значит, $T(A)$ и $T_{1,N}(A)$ инвариантны относительно умножения матрицы на конечный скаляр, что позволяет нам без ограничения общности полагать, что $\lambda(A) = 0$.

Определение 2.7. Числом Виландта называется следующая функция:

$$\mathcal{W}(n) = \begin{cases} (n-1)^2 + 1, & \text{если } n > 1, \\ 0, & \text{если } n = 1. \end{cases}$$

Теорема 2.8. *Верхние оценки $T_{1,N}(A)$, [2, теорема 4.1] Для любой неразложимой $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ имеем:*

1. $T_{1,N}(A) \leq \mathcal{W}(n)$;
2. $T_{1,N}(A) \leq g(n-2) + n$;
3. $T_{1,N}(A) \leq (g-1)(cr-1) + (g+1)cd$,

где $g = g(\mathcal{G}^c(A))$, $cr = cr(\mathcal{G}(A))$, а $cd = cd(\mathcal{G}(A))$.

В дальнейшем мы будем рассматривать только графы, у которых $B_N = -\infty$. Следовательно, $T(A) = T_{1,N}(A)$, и оценки для $T_{1,N}(A)$ верны и для $T(A)$.

Следствие 2.9 (Верхние оценки $T(A)$). *Если $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ — неразложима, и $B_N = -\infty$, то:*

1. $T(A) \leq \mathcal{W}(n)$;
2. $T(A) \leq g(n-2) + n$;
3. $T(A) \leq (g-1)(cr-1) + (g+1)cd$,

где $g = g(\mathcal{G}^c(A))$, $cr = cr(\mathcal{G}(A))$, а $cd = cd(\mathcal{G}(A))$.

Утверждение 2.10. [3, лемма 2.3] *Пусть $\lambda(A) = 0$. Тогда $A^t \geq CS^tR[A]$ тогда и только тогда, когда $t \geq T_{1,N}(A)$.*

Это утверждение позволяет искать $T_{1,N}(A)$: достаточно найти наименьшее t , для которого верно $A^t \geq CS^tR[A]$. Тогда $T_{1,N}(A) = t$ и, если есть условие $T(A) = T_{1,N}(A)$, то и $T(A) = t$.

Рассмотрим несколько примеров.

Рассмотрим матрицу $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$, где $a_{ij} = 0$ для любых индексов i, j . Граф $\mathcal{G}(A)$ является полным, то есть между любыми двумя вершинами проведено ребро.

Пример 2.11 (Полный граф). *Граница периодичности полного графа равен 0.*

Доказательство. Найдём матрицы C, S, R , построенные по матрице A . Индекс цикличности полного графа $\sigma = 1$, так как в нём есть циклы длины 1. Следовательно $C = R = M = A^*$, $S = A$.

Так как для любого положительного t верно, что $A^t = A$, то $A^* = A$ и равенство $A^*A^tA^* = A^t$ выполняется тогда и только тогда, когда $t > 0$.

Следовательно, $T = 1$. □

Рассмотрим матрицу смежности ориентированного цикла на n вершинах $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$, все рёбра которого имеют нулевой вес. Пронумеруем вершины так, чтобы цикл состоял из вершин $1, 2, \dots, n$ в порядке обхода.

Пример 2.12 (Ориентированный цикл). *Граница периодичности для одностороннего цикла на n вершинах равна 0.*

Доказательство. Индекс цикличности одностороннего цикла на n вершинах $\sigma = n$, так как в $\mathcal{G}(A)$ есть всего один простой цикл — длины n . Заметим, что $A^\sigma = A^n = I$ — единичная тропическая матрица. Тогда:

$$M = (A^n)^* = I^* = I = \begin{pmatrix} 0 & -\infty & \dots & -\infty \\ -\infty & 0 & \dots & -\infty \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ -\infty & -\infty & \dots & 0 \end{pmatrix}$$

Значит, $C = R = I$, $S = A$, и для любого неотрицательного t верно $CS^tR[A] = A^t$. Следовательно, $T = 0$. □

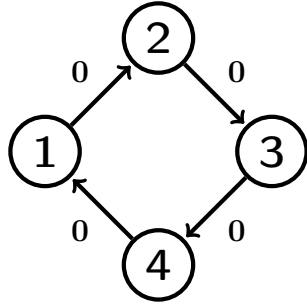


Рис. 1: Ориентированный цикл

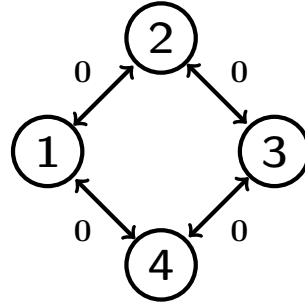


Рис. 2: Двусторонний цикл

Рассмотрим матрицу смежности $A \in \mathbb{R}_{\max}^{n \times n}$ двустороннего цикла на n вершинах. Этот граф получается добавлением обратных рёбер к графу из примера 2.12. Чтобы избежать кратных рёбер, будем работать с $n \geq 3$.

Пример 2.13 (Двусторонний цикл).

$$T(A) = \begin{cases} n - 1, & \text{если } n \text{ нечетно,} \\ \frac{n}{2} - 1, & \text{если } n \text{ четно.} \end{cases}$$

Доказательство. Рассмотрим случай, когда n нечётно. В этом случае цикличность критического графа $\sigma = 1$, и рассматриваемый граф является примитивным. Значит, $T(A) = \exp(A)$. По [8, теорема 3.1] экспонента двустороннего цикла не превосходит $n - 1$. Заметим, что в графе нет цикла длины $n - 2$, так как минимальная длина цикла нечётной длины равна n . Из этого следует, что главная диагональ матрицы A^{n-2} состоит из $-\infty$, и, следовательно, $\exp(A) \geq n - 1$. Значит, $\exp(A) = n - 1$.

Теперь рассмотрим случай, когда n чётно. В этом случае $\sigma = 2$ и граф не примитивен. $C = R = M = (A^2)^*$, $S = A$.

Так как последовательность матриц CS^tR периодична с периодом $\sigma = 2$ (по утверждению 2.2), то при $t \geq T(A)$

$$A^t = CS^tR[A] = \begin{cases} (A^2)^*, & \text{если } t \text{ четно.} \\ A \otimes (A^2)^*, & \text{если } t \text{ нечетно.} \end{cases} \quad (5)$$

Заметим, что

$$\begin{aligned} ((A^2)^*)_{ij} &= \begin{cases} 0, & \text{если } i \equiv j \pmod{2}, \\ -\infty, & \text{иначе.} \end{cases} \\ (A \otimes (A^2)^*)_{ij} &= \begin{cases} -\infty, & \text{если } i \equiv j \pmod{2}, \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases} \end{aligned}$$

Наибольшее расстояние между вершинами с одинаковой четностью равно $\frac{n}{2}$. Значит, равенство 5 при четном t выполняется только при $t \geq \frac{n}{2}$.

Наибольшее расстояние между вершинами с разной четностью равно $\frac{n}{2} - 1$. Значит, равенство 5 при нечётном t выполняется только при $t \geq \frac{n}{2} - 1$.

Следовательно, $T(A) = \frac{n}{2} - 1$. □

Утверждение 2.14. [9, следствие 3.97] Для фиксированных вершин i, j критического подграфа $G^c(A)$ все пути от i до j , содержащие только рёбра из критического подграфа $G^c(A)$, имеют одинаковые веса.

Значит, если граф совпадает со своим критическим подграфом, то для любых фиксированных вершин i, j все пути от i до j имеют одинаковые веса.

Утверждение 2.15. *Рассмотрим примитивную матрицу A , у которой $\mathcal{G}(A) = \mathcal{G}^c(A)$ и $\lambda(A) = 0$. Тогда $T(A) = \exp(A)$.*

Доказательство. По утверждению 2.14 для любых фиксированных вершин i, j веса всех путей из i в j принимают ровно одно значение. Значит, в силу того, что и в $[A^t]_{ij}$, и в $[CS^tR]_{ij}$ лежит информация о путях из i в j , если $[A^t]_{ij} > -\infty$, то $[A^t]_{ij} = [CS^tR]_{ij}$. Следовательно,

$$(A^t)_{ij} = \begin{cases} (CS^tR)_{ij}, & \text{если существует путь из } i \text{ в } j \text{ длины ровно } t, \\ -\infty, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Покажем, что $CS^tR > -\infty$ для любого $t \geq 0$. Так как A является примитивной, индекс цикличности $\mathcal{G}(A)$ равен 1 и, по утверждению 2.2, $CS^tR = CS^pR$ для любых $p, t \geq 0$. 2.3. Зафиксируем $p = \max(T(A), \exp(A))$. Тогда $CS^tR = CS^pR = A^p > -\infty$ — что и требовалось показать.

Значит, условие $A^t = CS^tR[A]$ равносильно условию $A^t > -\infty$. Следовательно, $T(A) = \exp(A)$. \square

Заметим, что обратное утверждение неверно. Рассмотрим графы, имеющие следующие матрицы смежности:

$$A = \begin{pmatrix} -1 & -1 \\ -1 & -\infty \end{pmatrix} \quad B = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & -\infty & 1 \\ 0 & -\infty & -\infty \end{pmatrix}$$

И в $\mathcal{G}(A)$, и в $\mathcal{G}(B)$ экспонента совпадает с T (в обоих графах экспонента равна 2), но в графе $\mathcal{G}(A)$ максимальный средний вес цикла равен -1 , а в графе $\mathcal{G}(B)$ критический подграф не совпадает со всем графом.

Утверждение 2.16. [6, лемма 3.4.1] *Пусть \mathcal{G} — сильно связный ориентированный граф на n вершинах, σ — его индекс цикличности. Тогда:*

- Для фиксированных вершин u и v длины всех путей от u до v совпадают по модулю σ .
- Множество вершин V графа \mathcal{G} разбивается на σ непустых непересекающихся подмножеств V_1, \dots, V_σ так, что каждое ребро графа \mathcal{G} начинается в V_i и кончается в V_{i+1} для некоторого $1 \leq i \leq \sigma$ (здесь $V_{\sigma+1} = V_1$).
- Для вершин $x_i \in V_i$ и $x_j \in V_j$ длина любого пути от x_i до x_j сравнима с $j - i$ по модулю σ .

Будем считать две вершины эквивалентными, если они лежат в одном V_i для некоторого i . Тогда имеем отношение эквивалентности на множестве вершин графа, где классы эквивалентности — это множества V_1, \dots, V_σ .

Определение 2.17. Множества V_1, \dots, V_σ называются циклическими классами.

Теорема 2.18. *Пусть \mathcal{G} — примитивный граф. Обозначим через $\mathcal{G}_\sigma = \mathcal{G}(A)$ граф, получающийся из \mathcal{G} разделением каждого ребра на σ рёбер. Тогда:*

$$T(A) = (\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 1.$$

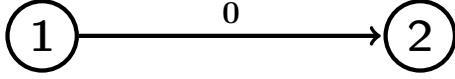


Рис. 3: Ребро до разделения

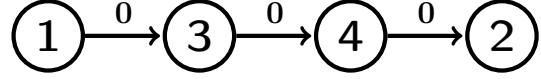


Рис. 4: Ребро после разделения на 3 ребра

Доказательство. Заметим, что индекс цикличности графа \mathcal{G}_σ равен σ .

Назовём вершину графа \mathcal{G}_σ *начальной*, если она была в графе \mathcal{G} и не была добавлена при разделении рёбер. Тогда все начальные вершины лежат образуют один циклический класс.

Заметим, что, по утверждениям 2.3 и 2.10, неравенство $t \geq T(A)$ эквивалентно следующему утверждению: если для произвольных вершин u, v между ними есть путь сравнимой с t по модулю σ длины, то между ними есть и путь длины ровно t .

Покажем, что $T(A) > (\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 2$. Для этого предъявим две вершины u_0, v_0 графа \mathcal{G}_σ таких, что существует путь из u_0 к v_0 сравнимой с -2 по модулю σ длины, но нет пути длины $(\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 2$.

В силу примитивности \mathcal{G} , в нём есть две вершины, между которыми нет пути длины $\exp(\mathcal{G}) - 1$. Значит, в \mathcal{G}_σ между соответствующими начальными вершинами нет пути длины $(\exp(\mathcal{G}) - 1)\sigma$. Обозначим эти вершины через u и v .

Обозначим через u_0 такую вершину, что расстояние от u_0 до u равно $\sigma - 1$, а через v_0 — такую вершину, что расстояние от v до v_0 равно $\sigma - 1$. Обе новые вершины существуют, так как все вершины в \mathcal{G}_σ лежат хотя бы в одном цикле. Тогда между вершинами u_0 и v_0 не будет пути длины $(\exp(\mathcal{G}) - 1)\sigma + 2(\sigma - 1) = (\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 2$. Но между u_0 и v_0 существует путь, сравнимый с -2 по модулю σ длины. Значит, $T(A) \geq (\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 1$.

Докажем обратное неравенство. Покажем, что если между вершинами u и v графа \mathcal{G}_σ есть путь сравнимой с -1 по модулю σ длины, то есть и путь длины $(\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 1$. Обозначим через u_0 начальную вершину с минимальным расстоянием от вершины u до u_0 , а через v_0 — начальную вершину с минимальным расстоянием от v_0 до вершины v .

Заметим, что сумма расстояний от вершины u до u_0 и от v_0 до вершины v не превосходит $2\sigma - 2$ и сравнима с -1 по модулю σ . Значит, эта сумма равна $\sigma - 1$. Следовательно, существование пути от вершины u до вершины v длины $(\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 1$ равносильно существованию пути от u_0 до v_0 длины $\exp(\mathcal{G}) \cdot \sigma$. Но такой путь существует по определению $\exp(\mathcal{G})$.

Значит, $T(A) \leq (\exp(\mathcal{G}) + 1)\sigma - 1$, и утверждение доказано. \square

3 Граница периодичности для букетов циклов

Определение 3.1. Назовем *букетом циклов* граф, состоящий из нескольких пересекающихся по одной вершине ориентированных циклов.

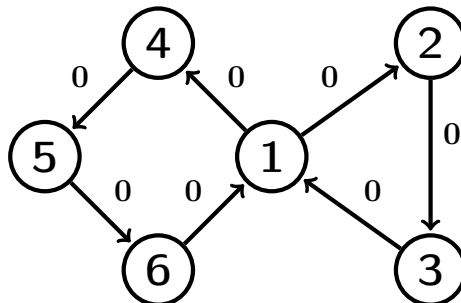


Рис. 5: Букет циклов длины 3 и 4

Будем рассматривать букеты, все рёбра в которых имеют вес 0. Тогда, если A — матрица смежности букета циклов, то $\lambda(A) = 0$, $\mathcal{G}^c(A) = \mathcal{G}(A)$ и $T(A) = T_{1,N}(A)$.

Определение 3.2. Букет циклов длины $a_1\sigma, a_2\sigma, \dots, a_n\sigma$, где числа a_1, \dots, a_n взаимно просты в совокупности, $a_1 \leq a_2 \leq \dots \leq a_n$, назовем $(a_1, \dots, a_n; \sigma)$ -букетом.

Границу периодичности для такого графа, будем обозначать через $T(a_1, \dots, a_n; \sigma)$.

Заметим, что индекс цикличности такого букета равен σ и всего в нём $N = \sum_{i=1}^n a_i\sigma - n + 1$ вершин. Пусть вершина, в которой пересекаются все циклы, имеет номер 1. Пронумеруем вершины в порядке следующего обхода: начнем в вершине 1, далее пройдем по первому циклу, затем — по второму, и так далее до цикла с номером n (не изменяя номер у вершины 1).

Теорема 3.3. Рассмотрим взаимно простые в совокупности числа $a_1 \leq \dots \leq a_n$. Тогда:

$$T(a_1, \dots, a_n; \sigma) = (T(a_1, \dots, a_n; 1) + 1)\sigma - 1.$$

Доказательство. Достаточно применить теорему 2.18. □

Таким образом, при расчёте границы периодичности для произвольного графа-букета достаточно посчитать искомая граница периодичности при $\sigma = 1$, а затем получить ответ по формуле из утверждения 3.3.

Замечание 3.4. Рассмотрим взаимно простые в совокупности числа $a_1 \leq \dots \leq a_n$. Тогда при $\sigma = 1$ $(a_1, \dots, a_n; 1)$ -букет является примитивным.

Замечание 3.5. По утверждению 2.15, граница периодичности данного графа совпадает с его экспонентой.

Введём вспомогательную функцию P :

Определение 3.6. Для взаимно простых в совокупности натуральных чисел $a_1 \leq \dots \leq a_n$ обозначим через $P(a_1, \dots, a_n)$ минимальное целое неотрицательное число, удовлетворяющее следующему свойству: любое $p \geq P(a_1, \dots, a_n)$ выражается в виде линейной комбинации чисел a_1, \dots, a_n с целыми неотрицательными коэффициентами $\lambda_1, \dots, \lambda_n$, то есть

$$p = a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n. \tag{6}$$

Число, выражающееся в виде линейной комбинации чисел a_1, \dots, a_n с целыми неотрицательными коэффициентами, назовём *выразимым*.

Назовём линейную комбинацию с неотрицательными коэффициентами *неотрицательной линейной комбинацией*.

Количество *слагаемых* в линейной комбинации вида (6) назовём количеством положительных коэффициентов λ_i .

Утверждение 3.7 (Свойства функции P).

1. Если $a_1 = 1$, то $P(1, \dots, a_n) = 0$.
2. $P(a_1, \dots, a_n) \leq P(a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_k})$, где $1 \leq i_1 < i_2 < \dots < i_k \leq n$ — возрастающий набор индексов.
3. $P(a_1, \dots, a_n) = P(b_1, \dots, b_m)$, где набор b_1, \dots, b_m получается из набора a_1, \dots, a_n удалением повторяющихся элементов.

4. Если a_j делится на a_i , то $P(a_1, \dots, a_n) = P(a_1, \dots, a_{j-1}, a_{j+1}, \dots, a_n)$.

5. Если a_j представляется в виде неотрицательной линейной комбинации меньших элементов, то $P(a_1, \dots, a_n) = P(a_1, \dots, a_{j-1}, a_{j+1}, \dots, a_n)$.

Доказательство. 1) Действительно, если $a_1 = 1$, то любое неотрицательное число k выражается как $1 \cdot k$. Следовательно, $P = 0$.

2) Свойство следует из следующего факта: сумма $a_{i_1}\lambda_{i_1} + \dots + a_{i_k}\lambda_{i_k}$ является частным случаем суммы $a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n$.

3) При приведении подобных членов в сумме $a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n$ получается корректная сумма $b_1\mu_1 + \dots + b_m\mu_m$. С другой стороны, сумма $b_1\mu_1 + \dots + b_m\mu_m$ является корректной суммой вида $a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n$.

4) Очевидно, что любая сумма $a_1\lambda_1 + \dots + a_{j-1}\lambda_{j-1} + a_{j+1}\lambda_{j+1} + \dots + a_n\lambda_n$ является суммой вида $a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n$, где $\lambda_j = 0$. С другой стороны, заменив a_j на $a_i \cdot \frac{a_j}{a_i}$, можно избавиться от слагаемого $a_j\lambda_j$ в сумме $a_1\lambda_1 + \dots + a_n\lambda_n$, что доказывает утверждение.

5) Доказательство этого свойства аналогично предыдущему. \square

Теорема 3.8. Рассмотрим взаимно простые в совокупности числа $a_1 \leq \dots \leq a_n$. Тогда:

$$T(a_1, \dots, a_n; 1) = P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2.$$

Доказательство. Рассматриваемый букет примитивен, так как $\sigma = 1$. Значит, граница периодичности совпадает с экспонентой. Найдём экспоненту $(a_1, \dots, a_n; 1)$ -букета.

Разберём случай $a_n = 1$. Тогда $P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2 = 0$, что совпадает с экспонентой $(a_1, \dots, a_n; 1)$ -букета.

Далее считаем, что $a_n > 1$.

Покажем, что при $t = P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 3$ существуют две вершины, между которыми нет пути длины t . Пусть u_0 — следующая за вершиной 1 в цикле длины a_n вершина, а v_0 — идущая перед вершиной 1 в том же цикле.

Заметим, что путь длины t из u_0 в v_0 проходит через вершину 1, так как единственный простой путь из u_0 в v_0 имеет длину $a_n - 2 < t$, так как $a_n > 1$. Значит, путь длины t из u_0 в v_0 состоит из трёх частей: первая — от u_0 до 1, вторая — конкатенация циклов, третья — от 1 до v_0 . Длина первой и третьей частей равна $a_n - 1$, а длина второй части — выразима.

Значит, длина второй части равна $t - 2a_n + 2 = P(a_1, \dots, a_n) - 1$ — невыразима по определению P . Следовательно, пути длины t от u_0 до v_0 не существует, и $T(a_1, \dots, a_n; 1) \geq P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2$.

Покажем, что экспонента рассматриваемого графа равна $t = P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2$. Зафиксируем произвольные вершины u, v . Обозначим через \hat{u} расстояние от u до вершины 1, а через \hat{v} — расстояние от вершины 1 до v . Тогда для существования пути длины t из u в v необходима и достаточна выразимость $t - \hat{u} - \hat{v}$. Заметим, что максимальное значение $\hat{u} + \hat{v}$ равно $2a_n - 2$ и достигается на описанных выше вершинах u_0, v_0 . Тогда $t - \hat{u} - \hat{v} \geq P(a_1, \dots, a_n)$, и, следовательно, $t - \hat{u} - \hat{v}$ всегда выразимо. Значит, между произвольными вершинами графа существует путь длины $P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2$.

Следовательно, $T(a_1, \dots, a_n; 1) = P(a_1, \dots, a_n) + 2a_n - 2$. \square

Следствие 3.9 (Определённость функции P). Функция $P(a_1, \dots, a_n)$ определена для любых взаимно простых в совокупности чисел $a_1 \leq \dots \leq a_n$.

Доказательство. Рассмотрим $(a_1, \dots, a_n; 1)$ -букет. По замечанию 3.5 этот граф имеет экспоненту, которая совпадает с границей периодичности для данного графа-букета. По формуле из теоремы 3.8 имеем $P(a_1, \dots, a_n) = T(a_1, \dots, a_n; 1) - 2a_n + 2$. \square

Оценим значение функции P с помощью верхних оценок, полученных для графа-букета.

Утверждение 3.10. *Рассмотрим взаимно простые в совокупности числа $a_1 \leq \dots \leq a_n$. Тогда функция $P(a_1, \dots, a_n)$ оценивается сверху следующими функциями:*

1. $\mathcal{W}(N) - 2a_n + 2$,
2. $(a_1 + 1)N - 2a_1 - 2a_n + 2$,
3. $(a_1 - 1)(a_n - 1) + a_1(2a_n - 2)$,

где $N = \sum_{i=1}^n a_i - n + 1$ — количество вершин в $(a_1, \dots, a_n; 1)$ -букете.

Доказательство. Обхват (a_1, \dots, a_n) -букета равен a_1 , его окружность равна a_n , а её диаметр не превосходит $2a_n - 2$.

Для доказательства утверждения достаточно оценить границу периодичности рассматриваемого графа по следствию 2.9 и применить теорему 3.8. \square

Рассмотрим несколько частных случаев аргументов функции P и найдём для них точную формулу для P .

Утверждение 3.11. *Если a и b взаимно просты и $a < b$, то $P(a, b) = (a - 1)(b - 1)$.*

Доказательство. Покажем, что $ab - a - b \neq ta + nb$ ни для каких целых неотрицательных коэффициентов t, n .

Предположим противное. Тогда:

$$ab - a - b = at + bn \iff ab = (t + 1)a + (n + 1)b$$

В силу взаимной простоты a и b получим, что $n + 1 \vdots a$, и $t + 1 \vdots b$. Тогда, в силу того, что $t, n \geq 0$, имеем 2 случая:

$$\begin{cases} n + 1 = a \\ t + 1 = 0 \end{cases} \quad \begin{cases} n + 1 = 0 \\ t + 1 = b. \end{cases}$$

В обоих случаях получаем противоречие. Следовательно, $P(a, b) \geq (a - 1)(b - 1)$.

Теперь покажем, что $P(a, b) \leq (a - 1)(b - 1)$. Для любого $p \geq (a - 1)(b - 1)$ решим уравнение:

$$at + bn = p$$

Так как a и b взаимно просты, числа из набора $0, b, 2b, \dots, (a - 1)b$ дают все a остатков по модулю a . Значит, существует единственное $0 \leq n \leq a - 1$, что $bn \equiv p \pmod{a}$, причём $p - bn \geq 0$, так как $p - bn \vdots a$ и

$$p - bn \geq (a - 1)(b - 1) - (a - 1)b = -a + 1 > -a \implies p - bn \geq 0.$$

Значит, $m = \frac{p - bn}{a} \geq 0$.

Таким образом, нами были найдены целые $m \geq 0$, $n \geq 0$. Следовательно, $P(a, b) = (a - 1)(b - 1)$. \square

Утверждение 3.12. *Если числа $2, a, b$ взаимно просты в совокупности и $2 \leq a \leq b$, то*

$$P(2, a, b) = \begin{cases} P(2, b) = b - 1, & \text{если } a \text{ чётно,} \\ P(2, a) = a - 1, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Доказательство. Первый случай следует из свойства 4 утверждения 3.7.

Разберём второй случай: a нечётно. Неравенство $P(2, a, b) \leq P(2, a)$ следует из свойства 2 утверждения 3.7. Докажем обратное неравенство: необходимо показать, что с помощью слагаемых $2, a, b$ невозможно получить сумму $a - 2$. Действительно, из трёх слагаемых можно использовать только одно: 2 . Но $a - 2$ нечётно — противоречие. Следовательно, $P(2, a, b) = P(2, a)$. \square

Будем отдельно вычислять функцию P для каждого остатка по модулю a_1 . Для этого введём следующую функцию $M : \{0, 1, \dots, a_1 - 1\} \rightarrow \mathbb{R}$:

Определение 3.13. $M(i)$ — это минимальное выразимое число, сравнимое с i по модулю a_1 .

Впоследствии, при описании алгоритма, вычисляющего P , удобно будет представлять M в виде массива, поэтому значение функции M на элементе i будем обозначать с помощью квадратных скобок — через $M[i]$.

Заметим, что $M[0] = 0$ и что $M[i] \equiv i \pmod{a_1}$.

Утверждение 3.14. Если $a_1 \leq \dots \leq a_n$ — взаимно простые в совокупности числа, то

$$P(a_1, \dots, a_n) = \max_{0 \leq i < a_1} M[i] - a_1 + 1.$$

Доказательство. Пусть $\max_{0 \leq i < a_1} M[i] = M[k]$.

Выразимость $M[k] - a_1$ вела бы к противоречию с определением массива M , так как $M[k] - a_1 \equiv M[k] \pmod{a_1}$. Значит, $P(a_1, \dots, a_n) \geq \max_{0 \leq i < a_1} M[i] - a_1 + 1$.

Заметим, что если произвольное x выразимо, то и число $x + a_1$ выразимо. Из этого следует, что любое число, сравнимое с i по модулю a_1 и не меньшее $M[i]$, выразимо. Значит, все числа, начиная с $M[k] - a_1 + 1$, выразимы — иначе $M[k]$ не было бы максимальным числом в массиве M .

Следовательно, $P(a_1, \dots, a_n) = \max_{0 \leq i < a_1} M[i] - a_1 + 1$. \square

Используя массив M , можно легко вычислить $P(3, a, b)$ и $P(4, a, b)$. Здесь и далее через $x \bmod y$ будем обозначать остаток от деления x на y .

Утверждение 3.15. Пусть числа $3, a, b$ взаимно просты в совокупности и $3 \leq a \leq b$.

1. Если $a \vdots 3$, то $P(3, a, b) = P(3, b) = 2b - 2$.
2. Если $a \nmid 3$ и $a \equiv b \pmod{3}$, то $P(3, a, b) = P(3, a) = 2a - 2$.
3. Если $a \nmid 3$ и $a \not\equiv b \pmod{3}$, то $P(3, a, b) = \min(2a, b) - 2$.

Доказательство. Первый и второй случаи следуют из свойств 4 и 5 утверждения 3.7 соответственно.

В последнем случае $M[a \bmod 3] = a$, и весь ответ зависит от величины $M[3 - (a \bmod 3)]$, которая может принимать два значения: $2a$ и b . Значит, $M[3 - (a \bmod 3)] = \min(2a, b)$, и $P(3, a, b) = \min(2a, b) - 2$. \square

Утверждение 3.16. Пусть числа $4, a, b$ взаимно просты в совокупности и $4 \leq a \leq b$.

1. Если $a \vdots 4, b \nmid 2$, то $P(4, a, b) = P(4, b)$.
2. Если $a \nmid 2, b \vdots 4$, или $0 \neq a \equiv b \pmod{4}$, или $a \nmid 2, b \geq P(4, a)$, то $P(4, a, b) = P(4, a)$.

3. Если $a \equiv 2 \pmod{4}, b \not\equiv 2$, то $P(4, a, b) = a + b - 3$.

4. Если $a \not\equiv 2, b \equiv 2 \pmod{4}$, то $P(4, a, b) = a + \min(2a, b) - 3$.

5. Если $a, b \not\equiv 2, a + b \equiv 4, b < P(4, a)$, то $P(4, a, b) = \max(2a, b) - 3$.

Доказательство. Из свойства 4 утверждения 3.7 можно вывести случай $a \equiv 4, b \not\equiv 2$ и случай $a \not\equiv 2, b \equiv 4$, а из свойства 5 того же утверждения — случай $0 \not\equiv a \equiv b \pmod{4}$.

Во всех остальных случаях посчитаем массив M , и по утверждению 3.14 найдём ответ.

Докажем случай $a \not\equiv 2, b \geq P(4, a)$. Тогда $M[a \bmod 4] = a$, $M[2] = 2a$, и $M[4 - (a \bmod 4)] = 3a$ — число b слишком большое, чтобы повлиять на этот массив. Таким образом, максимум этого массива равен $3a$, и ответом будет число $3a - 3 = P(4, a)$.

Разберём случай $a \equiv 2 \pmod{4}, b \not\equiv 2$. Заметим, что $M[2] = a$, $M[b \bmod 4] = b$, $M[4 - (b \bmod 4)] = a + b$. Максимум этого массива — $a + b$, поэтому ответ равен $a + b - 3$.

Разберём случай $a \not\equiv 2, b \equiv 2 \pmod{4}$. Тогда $M[a \bmod 4] = a$. На место $M[2]$ есть два кандидата: $2a$ и b . Если $b < 2a$, то $M[2] = b$, и иначе — $2a$. Далее, для $M[4 - (a \bmod 4)]$ имеем два варианта: $3a$ и $a + b$, и если $b < 2a$, то $M[4 - (a \bmod 4)] = a + b$, и иначе — $3a$. Таким образом, если $b < 2a$, то ответ равен $a + b - 3$, а иначе — $3a - 3 = P(4, a)$.

Разберём последний случай: $a, b \not\equiv 2, a + b \equiv 4, b < 3a - 3$. Тогда $M[a \bmod 4] = a$, $M[b \bmod 4] = b$ и $M[2] = 2a$. В зависимости от относительного расположения $2a$ и b имеем 2 различных возможных максимума массива M , откуда, по утверждению 4.3 находим ответ. \square

4 Алгоритм вычисления функции P

При описании следующего алгоритма мы будем работать с другой версией тропического полукольца — \mathbb{R}_{\min} .

Определение 4.1. Обозначим через \mathbb{R}_{\min} множество $\mathbb{R} \cup \{\infty\}$ с операциями сложения \oplus и умножения \otimes :

$$a \oplus b = \min(a, b)$$

$$a \otimes b = a + b.$$

Приведём алгоритм, вычисляющий функцию P . На вход ему подаётся число n и взаимно простые в совокупности числа a_1, \dots, a_n , упорядоченные по неубыванию.

Алгоритм вычисляет массив M , а затем, по формуле из леммы 3.14, вычисляет ответ на поставленную задачу.

Будем перебирать неотрицательные линейные комбинации и хранить в $M[i]$ минимальное найденное выражимое число, сравнимое с i по модулю a_1 . Если не было найдено ни одного такого числа, то положим $M[i] = \infty$. Таким образом, в начале работы алгоритма в любой ячейке массива M лежит значение $-\infty$, так как ни одна неотрицательная линейная комбинация ещё не была рассмотрена.

Ячейка $M[i]$ обновляется, если было найдено некоторое выражимое p , сравнимое с i по модулю a_1 и меньшее $M[i]$. Тогда необходимо перезаписать в ячейку $M[i]$ значение p . Заметим, что если $M[i] = \infty$ и было найдено такое p , то значение в ячейке заведомо перезапишется, так как ∞ больше любого конечного числа.

Перебор начинается с рассмотрения всех неотрицательных линейных комбинаций с одним слагаемым. Затем будем перебирать неотрицательные линейные комбинации, на

каждом шаге увеличивая максимальное количество слагаемых вдвое. Таким образом, необходимо сделать $\lceil \log_2 n \rceil + 1$ итераций, где $\lceil x \rceil$ — это округление числа x вверх.

На практике совершенно необязательно реализовывать полукольцо \mathbb{R}_{\min} , достаточно заполнить массив M числами, заведомо превосходящими ответ (см. 3.10).

Алгоритм 4.2.

1. Создадим массив M длины a_1 , содержащий числа из \mathbb{R}_{\min} . Запишем во все ячейки значения ∞ .
2. На нулевой итерации переберём все неотрицательные линейные комбинации с одним слагаемым. Для этого для каждого a_i и для каждого множителя $0 \leq k < a_1$ проверим, можем ли мы улучшить ответ: сравним $a_i^{\otimes k} = a_i \cdot k$ с $M[(a_i \cdot k) \bmod a_1]$, и, если в массиве записано большее число, улучшим ответ: запишем в ячейку $(a_i \cdot k) \bmod a_1$ значение $a_i^{\otimes k} = a_i \cdot k$.
3. На каждой следующей итерации будем перебирать все пары ячеек $M[i]$ и $M[j]$ и пытаться улучшить ответ: сравним $M[(i + j) \bmod a_1]$ с $M[i] \otimes M[j]$ (т.е. $M[i] + M[j]$, если оба эти числа меньше ∞ , и ∞ иначе), и, если в массиве записано большее число, улучшим ответ: запишем в ячейку $(i + j) \bmod a_1$ значение $M[i] \otimes M[j]$.
4. Всего необходимо сделать $\lceil \log_2(n) \rceil + 1$ итераций. После этого ответом будет
$$\bigoplus_{i=0}^{a_1-1} M[i] - a_1 + 1 = \max_{0 \leq i < a_1} M[i] - a_1 + 1.$$

Для доказательства корректности докажем следующее утверждение.

Лемма 4.3. После итерации с номером d в ячейке $M[i]$ лежит минимальное число, сравнимое с i по модулю a_1 , которое может быть представлено в виде неотрицательной линейной комбинации с не более чем 2^d слагаемыми, или ∞ , если такого числа не существует.

Доказательство. Докажем утверждение по индукции.

База: $d = 0$. В шаге 1 перебираются все неотрицательные линейные комбинации вида $a_j \cdot k$, где $0 \leq k < a_1$. Рассмотрим неотрицательную линейную комбинацию, которую мы не перебрали: $a_i \cdot t$. Так как мы не перебрали эту комбинацию, то $t \geq a_1$. Но тогда $a_i \cdot t \equiv a_i \cdot (t \bmod a_1) \pmod{a_1}$ и $a_i \cdot t > a_i \cdot (t \bmod a_1) \geq 0$ — эта неотрицательная линейная комбинация не может улучшить ответ. Значит, база верна.

Докажем переход. Предположим, утверждение доказано для $d - 1$, докажем его для d . Обозначим массив M в состоянии до итерации с номером d через M' .

Рассмотрим произвольную ячейку $M[i]$, в которой записано число, меньшее ∞ . Тогда $M[i]$ было получено либо на нулевой итерации, либо в виде суммы двух ячеек массива M' . В обоих случаях существуют два индекса j и k такие, что $i = (j + k) \bmod a_1$ и $M[i] = M'[j] + M'[k]$ (если $M[i]$ получено на нулевой итерации, то можно считать, что $j = 0$). По предположению индукции в каждой ячейке массива M' лежит число, которое может быть представлено в виде неотрицательной линейной комбинации с не более чем 2^{d-1} слагаемыми. Значит, в $M[i]$ лежит число, представимое в виде неотрицательной линейной комбинации с не более чем 2^d слагаемыми. По предположению индукции $M[i] = M'[j] + M'[k] \equiv j + k \equiv i \pmod{a_1}$.

Осталось доказать минимальность $M[i]$. Предположим противное: пусть существует число $x < M[i]$, сравнимое с i по модулю a_1 и представимое в виде неотрицательной линейной комбинации с не более чем 2^d слагаемыми. Тогда эту комбинацию можно разбить на две меньших, в каждой из которых будет не более 2^{d-1} слагаемых. Обозначим суммы этих неотрицательных линейных комбинаций через S_1 и S_2 . Пусть $S_1 \equiv j \pmod{a_1}$, а

$S_2 \equiv k \pmod{a_1}$. Заметим, что $M[i] \leq M'[j] + M'[k]$, так как алгоритм перебирает все возможные пары i, k , и выбирает вариант с наименьшей суммой.

Тогда $S_1 + S_2 = x < M[i] \leq M'[j] + M'[k]$ и, следовательно, или $S_1 < M'[j]$, или $S_2 < M'[k]$. В обоих случаях имеем противоречие с предположением индукции. Значит, предположение индукции верно и для d , что и требовалось доказать. \square

Утверждение 4.4. *Алгоритм 4.2 корректен. Время его работы составляет $O(n \cdot a_1 + a_1^2 \cdot \log n)$. Объем затраченной памяти составляет $O(a_1)$.*

Доказательство. Докажем корректность. По лемме 4.3 после итерации с номером d в ячейках массива M лежит информация об оптимальных неотрицательных линейных комбинациях с не более чем 2^d слагаемыми. Следовательно, после итерации с номером $\lceil \log_2(n) \rceil$ в массиве M лежит информация об оптимальных неотрицательных линейных комбинациях из n слагаемых, то есть массив M будет полностью посчитан.

Во время работы алгоритма каждая ячейка массива M изменит своё значение хотя бы раз: это следует из определённости функции P , и после последней итерации в массиве M не останется ∞ . Значит, массив M посчитан правильно. Далее корректность ответа может быть получена по лемме 3.14.

Докажем асимптотики. Первый шаг работает за $O(a_1)$, второй — за $O(a_1 \cdot n)$ (надо перебрать все a_i , которых n штук) и все $0 \leq k < a_1$). Третий работает за $O(a_1^2 \cdot \log n)$, так как всего $O(\log n)$ итераций, в каждой из которых надо перебрать пары (i, j) , где $0 \leq i, j \leq a_1$. Четвертый — за $O(a_1)$. Итоговая сложность алгоритма: $O(n \cdot a_1 + a_1^2 \cdot \log n)$.

Память тратится только на массив M длины a_1 . Значит, алгоритм требует $O(a_1)$ памяти. \square

Замечание 4.5. *В ходе проведённых экспериментальных запусков на компьютере при $n = 100, a_1 = 100$ алгоритм ни разу не показывал время, большее 0.2 с. При $n = 1000, a_1 = 1000$ алгоритм работал не дольше 0.3 с. При $n = 10000, a_1 = 10000$ алгоритм работал существенно медленнее: в районе 40 с.*

Список литературы

- [1] S. Sergeev, *Max algebraic powers of irreducible matrices in the periodic regime: An application of cyclic classes*. Linear Algebra and its Applications. **431** (2009), 1325–1339
- [2] G. Merlet, T. Nowak, S. Sergeev, *Weak CSR expansions and transience bounds in max-plus algebra*. Linear Algebra and its Applications. **461** (2014). 163–199
- [3] A. Kennedy-Cochran-Patrick, G. Merlet, T. Nowak, S. Sergeev, *New bounds on the periodicity transient of the powers of a tropical matrix: Using cyclicity and factor rank*. Linear Algebra and its Applications. **611** (2021), 279–309.
- [4] S. Sergeev, H. Schneider, *CSR expansions of matrix powers in max algebra*. Transactions of the American Mathematical Society. December 2009.
- [5] A. Guterman, E. Kreines, C. Thomassen, *Linear transformations of tropical matrices preserving the cyclicity index*. Special Matrices. **9** (2021), 112–118.
- [6] R. Brualdi, H. Ryser, *Combinatorial matrix theory*. Cambridge: Cambridge University Press, 1991.
- [7] B. Heidergott, G.J. Olsder, J. van der Woude, *Max Plus at Work*, Princeton University Press (2006).

- [8] S. Chen, B. Liu, *The k th local exponent of doubly symmetric primitive matrices*. Applied Mathematics Letters. **19** (2006), 392–397.
- [9] F. Baccelli, G. Cohen, G.-J. Olsder, J.-P. Quadrat, *Synchronization and Linearity: an Algebra for Discrete Event Systems*. Wiley, 1992.
- [10] S. Sergeev , H. Schneider , P. Butkovič, *On visualization scaling, subeigenvectors and Kleene stars in max algebra*. Linear Algebra and its Applications. **431** (2009), 2395–2406.

N. Shaposhnik. Transient for bouquet of cycles.

Keywords: max-plus, digraphs, matrix powers, periodicity, transient, bouquets of cycles.