

УДК 519.682.1+519.683+519.7+519.1

ОБЪЕКТНО-ОРИЕНТИРОВАННЫЕ ДАННЫЕ И ПРЕФИКСНАЯ ПЕРЕЗАПИСЬ. ЧАСТЬ II: ЭФФЕКТИВНЫЙ АНАЛИЗ ПЕРЕЗАПИСИ

А. Е. Гутман

Аннотация. Для произвольной детерминированной префиксной перезаписывающей системы получен критерий бесконечной перезаписываемости слова, на основе которого разработана алгоритмическая процедура анализа последовательности перезаписи.

DOI 10.33048/smzh.2026.67.404

Ключевые слова: префиксная перезапись, полутуэвская система, информационная система, объектно-ориентированная система данных, лемма о накачке.

Введение

Эта статья является частью запланированной серии публикаций, реализующих анонсированное в [1] систематическое исследование префиксной перезаписи как инструмента для представления и анализа объектно-ориентированных систем данных.

В обзоре [1] центральным предметом исследования является детерминированная префиксная перезаписывающая система $\langle \rightarrow, \omega \rangle$, где действующая на множестве слов функция перезаписи $\rightarrow$ рассматривается в паре с некоторой выделенной буквой ω , называемой первичным объектом. Интерпретация соотношений $X \rightarrow A$ и $XY \rightarrow B$ как « X is A » и соответственно «the Y of X is B » позволяет использовать перезапись префиксов для определения и анализа понятий, характерных для объектно-ориентированных систем данных — таких как наследование классов и объектов, экземпляры классов, атрибуты классов и экземпляров, концептуальная зависимость и непротиворечивость, концептуальная схема, типы, подтипы и др. Поскольку настоящая работа затрагивает лишь те аспекты префиксной перезаписи, в которых первичный объект ω не участвует, рассмотрение ограничивается функцией перезаписи.

Материал статьи сгруппирован в трех параграфах. Параграф 1 содержит основные определения и обозначения, касающиеся функции перезаписи префиксов, в параграфе 2 приведены некоторые вспомогательные утверждения, а основной параграф 3 включает критерий бесконечной перезаписываемости слова, алгоритм поиска слова в последовательности перезаписи и эффективную процедуру проверки конечной перезаписываемости всех слов.

Работа выполнена в рамках государственного задания ИМ СО РАН (проект № FWNF-2026-0022).

© 2026 Гутман А. Е.

§ 1. Определения и обозначения

1.1. На протяжении всей статьи $\mathbb{A}$ — непустой конечный алфавит, $\mathbb{A}^*$ (соответственно, $\mathbb{A}^+$) — множество всех (соответственно, всех непустых) слов над $\mathbb{A}$. Элементы $\mathbb{A}$ называются *буквами*. Буквы традиционно отождествляются с соответствующими однобуквенными словами. Длина слова X обозначается через $|X|$. Для $X \in \mathbb{A}^+$ и $n \geq 0$ символом X^n обозначается соединение $XX \cdots X$, составленное из n вхождений слова X ; при этом X^0 полагается равным пустому слову $\emptyset$.

Для краткости будем в дальнейшем говорить «слово» вместо «непустое слово над $\mathbb{A}$ ».

Символ $\mathbb{N}$ обозначает множество натуральных чисел $\{1, 2, \dots\}$. Упорядоченные кортежи и последовательности условимся записывать с использованием угловых скобок: $\langle x_1, \dots, x_n \rangle$, $\langle x_n \rangle_{n \in \mathbb{N}}$.

1.2. Слово X будем называть *префиксом* слова $Y \in \mathbb{A}^+$ и писать $X \sqsubseteq Y$, если $X \in \mathbb{A}^+$ и $Y = XS$ для некоторого $S \in \mathbb{A}^*$. Суффикс S слова $Y = XS$, определяемый префиксом $X \sqsubseteq Y$, условимся обозначать символом $\frac{Y}{X}$. Таким образом,

$$\begin{aligned} X \frac{Y}{X} &= Y \quad \text{для любых } X, Y \in \mathbb{A}^+, X \sqsubseteq Y; \\ \frac{XS}{X} &= S \quad \text{для любых } X \in \mathbb{A}^+, S \in \mathbb{A}^*. \end{aligned}$$

Если $n \in \mathbb{N}$, $X \in \mathbb{A}^+$ и $|X| \geq n$, то символом $X|_n$ обозначается префикс слова X , имеющий длину n .

1.3. *Функцией перезаписи* назовем произвольную функцию $\rightarrow$, определенную на некотором конечном непустом подмножестве $\mathbb{A}^+$ и действующую в $\mathbb{A}^+$. Функцию $\rightarrow$ условимся считать бинарным отношением на $\mathbb{A}^+$ (т. е. подмножеством $\rightarrow \subseteq \mathbb{A}^+ \times \mathbb{A}^+$) и использовать инфиксную запись $X \rightarrow Y$ вместо принадлежности $\langle X, Y \rangle \in \rightarrow$ или равенства $\rightarrow(X) = Y$.

В дальнейшем, давая определения и формулируя утверждения, по умолчанию считаем фиксированной произвольную функцию перезаписи $\rightarrow$, относительно которой интерпретируются вводимые понятия, а также используемые термины и обозначения.

1.4. Обозначим символом $\mathbb{E}$ непустое конечное подмножество $\mathbb{A}^+$, являющееся областью определения функции перезаписи $\rightarrow$. Элементы множества $\mathbb{E}$ условимся называть *явными словами*. Будем говорить, что слово E является *явным префиксом* слова X , если $E \sqsubseteq X$ и $E \in \mathbb{E}$. Слово $S \in \mathbb{A}^+$ назовем *явным дополнением* слова X , если $XS \in \mathbb{E}$. Кроме того, определим число μ как длину самого длинного явного слова:

$$\mu := \max\{|E| : E \in \mathbb{E}\}.$$

1.5. Значение функции $\rightarrow$ на явном слове $E \in \mathbb{E}$ будем обозначать символом E' и называть *явной перезаписью* слова E . Таким образом,

$$E \rightarrow E'$$

для всех $E \in \mathbb{E}$. Слово X назовем *перезаписываемым*, если X имеет хотя бы один явный префикс. Для перезаписываемого слова X рассмотрим его самый длинный явный префикс E , определим соответствующий суффикс $S \in \mathbb{A}^*$, для которого $X = ES$, и введем обозначение

$$X' := E'S.$$

Слово X' назовем *перезаписью* слова X . Самый длинный явный префикс перезаписываемого слова X условимся обозначать символом $\text{lep}(X)$. Таким образом, если $E = \text{lep}(X)$, то с учетом обозначений, введенных в 1.2, имеем

$$(E \frac{X}{E})' = E' \frac{X}{E}.$$

1.6. Введем в рассмотрение бинарное отношение $\Rightarrow$ на $\mathbb{A}^+$, полагая

$X \Rightarrow Y$ тогда и только тогда, когда X перезаписываемо и $X' = Y$.

Символами $\overset{*}{\Rightarrow}$ и $\overset{\pm}{\Rightarrow}$ обозначим соответственно рефлексивное транзитивное замыкание отношения $\Rightarrow$ и транзитивное замыкание отношения $\Rightarrow$. Таким образом, запись $x \overset{*}{\Rightarrow} y$ (соответственно, $x \overset{\pm}{\Rightarrow} y$) означает, что

$$x = z_0 \Rightarrow z_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow z_n = y$$

для некоторых $z_1, \dots, z_n$, где $n \geq 0$ (соответственно, $n \geq 1$). В частности, соотношение $x \overset{*}{\Rightarrow} y$ справедливо тогда и только тогда, когда $x = y$ или $x \overset{\pm}{\Rightarrow} y$.

1.7. Для всех целых $n \geq 0$ определим множества $\mathbb{W}_n$ n -кратно перезаписываемых слов и n -е перезаписи $X^{(n)}$ слов $X \in \mathbb{W}_n$ посредством следующей совместной рекурсии:

$$\begin{aligned} \mathbb{W}_0 &:= \mathbb{A}^+, \\ X^{(0)} &:= X \text{ для } X \in \mathbb{W}_0; \\ \mathbb{W}_n &:= \{X \in \mathbb{W}_{n-1} : X^{(n-1)} \text{ перезаписываемо}\}, \quad n \geq 1, \\ X^{(n)} &:= (X^{(n-1)})' \text{ для } X \in \mathbb{W}_n, \quad n \geq 1. \end{aligned}$$

Положим

$$\mathbb{W}_\infty := \bigcap_{n=1}^{\infty} \mathbb{W}_n, \quad \mathbb{W}_{\text{fin}} := \mathbb{A}^+ \setminus \mathbb{W}_\infty.$$

Слово $X^{(n)}$ назовем n -й *перезаписью* слова X . Таким образом, $\mathbb{W}_n$ представляет собой совокупность всех слов X , допускающих n -кратную перезапись, и для каждого слова $X \in \mathbb{W}_n$ справедливы соотношения

$$\begin{aligned} X &= X^{(0)} \Rightarrow X^{(1)} \Rightarrow \dots \Rightarrow X^{(n)}; \\ X &\overset{*}{\Rightarrow} X^{(n)} \text{ при } n \geq 0, \\ X &\overset{\pm}{\Rightarrow} X^{(n)} \text{ при } n > 0. \end{aligned}$$

Имеет место цепь включений

$$\mathbb{W}_0 \supseteq \mathbb{W}_1 \supseteq \mathbb{W}_2 \supseteq \dots \supseteq \mathbb{W}_n \supseteq \mathbb{W}_{n+1} \supseteq \dots \supseteq \mathbb{W}_\infty.$$

Слова, принадлежащие множеству $\mathbb{W}_\infty$, назовем *бесконечно перезаписываемыми*, а остальные слова, т.е. элементы множества $\mathbb{W}_{\text{fin}}$, — *конечно перезаписываемыми*. Для данного слова X максимальную (конечную или бесконечную) последовательность вида

$$\langle X^{(0)}, X^{(1)}, X^{(2)}, \dots \rangle$$

будем называть *последовательностью перезаписи* слова X . Таким образом, слово X конечно (бесконечно) перезаписываемо тогда и только тогда, когда последовательность перезаписи слова X конечна (бесконечна).

§ 2. Вспомогательные утверждения

2.1. Предложение. Пусть $X \in \mathbb{A}^+$, $S \in \mathbb{A}^*$ и $\alpha \in \mathbb{A}$.

- (1) Если $X\alpha \notin \mathbb{E}$ и $X\alpha \in \mathbb{W}_1$, то $X \in \mathbb{W}_1$ и $(X\alpha)' = X'\alpha$.
- (2) Если X не имеет явных дополнений и $XS \in \mathbb{W}_1$, то $X \in \mathbb{W}_1$ и $(XS)' = X'S$.
- (3) Если $|X| \geq \mu$ и $XS \in \mathbb{W}_1$, то $X \in \mathbb{W}_1$ и $(XS)' = X'S$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Положим $S := \alpha$ в случае (1). В каждом из случаев (1) и (2) — когда $X\alpha \notin \mathbb{E}$ или когда X не имеет явных дополнений — выполняется следующее условие: всякий явный префикс $E \sqsubseteq XS$ является префиксом слова X и, в частности, удовлетворяет равенству

$$\frac{XS}{E} = \frac{X}{E}S.$$

Предположим теперь, что $XS \in \mathbb{W}_1$, и рассмотрим $E := \text{ler}(XS)$. Тогда E является префиксом X , а значит, $E = \text{ler}(X)$. Следовательно, $X \in \mathbb{W}_1$ и

$$(XS)' = \left(E \frac{XS}{E}\right)' = E' \frac{XS}{E} = E' \frac{X}{E}S = \left(E \frac{X}{E}\right)'S = X'S.$$

Утверждение (3) вытекает из (2), поскольку в случае $|X| \geq \mu$ слово X не имеет явных дополнений. $\square$

2.2. ЗАМЕЧАНИЕ. Всякое слово, имеющее перезаписываемый префикс, само является перезаписываемым. В частности, в условиях каждого из утверждений предложения 2.1 включения $X \in \mathbb{W}_1$ и $XS \in \mathbb{W}_1$ равносильны.

2.3. Лемма. Пусть $r \in \mathbb{N}$, $X \in \mathbb{W}_r$, $|X^{(1)}|, \dots, |X^{(r)}| \geq |X|$ и пусть $Y \in \mathbb{A}^+$ и $S \in \mathbb{A}^*$ таковы, что $X = YS$ и $|Y| \geq \mu$. Тогда

$$Y \in \mathbb{W}_i, X^{(i)} = Y^{(i)}S \text{ и } |Y^{(i)}| \geq \mu \quad (C_i)$$

для всех $i = 0, \dots, r$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Покажем справедливость (C_i) для всех $i = 0, \dots, r$, воспользовавшись индукцией по i . Утверждение (C_0) справедливо по условию леммы. Предположим, что (C_i) справедливо для некоторого $0 \leq i < r$, и установим (C_{i+1}) . Действительно, применяя предложение 2.1(3) для $Y^{(i)}$ в роли X , заключаем, что $Y^{(i)} \in \mathbb{W}_1$ (т.е. $Y \in \mathbb{W}_{i+1}$) и

$$X^{(i+1)} = (X^{(i)})' = (Y^{(i)}S)' = (Y^{(i)})'S = Y^{(i+1)}S.$$

Из полученного равенства следует, что

$$|Y^{(i+1)}| + |S| = |Y^{(i+1)}S| = |X^{(i+1)}| \geq |X| = |YS| = |Y| + |S| \geq \mu + |S|,$$

а значит, $|Y^{(i+1)}| \geq \mu$. $\square$

2.4. Лемма. Для всякой последовательности натуральных чисел $\langle x_n \rangle_{n \in \mathbb{N}}$ существует строго возрастающая последовательность натуральных чисел $\langle n_i \rangle_{i \in \mathbb{N}}$ такая, что для любых $n, i \in \mathbb{N}$ из $n \geq n_i$ следует $x_n \geq x_{n_i}$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Последовательность $\langle n_i \rangle_{i \in \mathbb{N}}$ можно определить рекурсивно, выбрав n_1 так, чтобы $x_{n_1} = \min\{x_n : n \in \mathbb{N}\}$, и затем для каждого $i \in \mathbb{N}$ выбирая $n_{i+1} > n_i$ так, чтобы $x_{n_{i+1}} = \min\{x_n : n > n_i\}$. $\square$

§ 3. Основные результаты

3.1. Следующее утверждение анонсировано в [1, теорема 5.11].

Теорема. Слово X является бесконечно перезаписываемым тогда и только тогда, когда выполняется одно из следующих двух взаимоисключающих условий:

- (а) существуют целые числа $n \geq 0$ и $r > 0$ такие, что $X^{(n)} = X^{(n+r)}$;
- (б) существуют целые числа $n \geq 0$ и $r > 0$ такие, что

$$\begin{aligned} \mu &\leq |X^{(n)}| \leq |X^{(n+1)}|, \dots, |X^{(n+r)}|, \\ X^{(n)} &\neq X^{(n+r)}, \quad X^{(n)} \upharpoonright_\mu = X^{(n+r)} \upharpoonright_\mu. \end{aligned}$$

В случае (а) последовательность перезаписи слова X начиная с n -го члена становится периодической с периодом длины r :

$$X \xRightarrow{*} \underbrace{X^{(n)} \Rightarrow \dots \Rightarrow X^{(n+r-1)}}_{\text{период}} \Rightarrow X^{(n)} \Rightarrow \dots$$

В случае (б) рассмотрим представление $X^{(n)} = YS$, где $Y \in \mathbb{A}^+$, $S \in \mathbb{A}^*$ и $|Y| = \mu$, т. е. положим $Y := X^{(n)} \upharpoonright_\mu$ и $S := \frac{X^{(n)}}{Y}$. Тогда $Y \in \mathbb{W}_r$ и существует такое слово $R \in \mathbb{A}^+$, что $Y^{(r)} = YR$ и последовательность перезаписи слова X содержит подпоследовательность, образованную словами $X^{(n+mr)} = YR^m S$, $m \geq 0$, каждое из которых начинается регулярный «период роста» длины r :

$$\begin{aligned} X &\xRightarrow{*} X^{(n)} = YS \Rightarrow Y^{(1)}S \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r-1)}S \\ &\Rightarrow X^{(n+r)} = YRS \Rightarrow Y^{(1)}RS \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r-1)}RS \\ &\Rightarrow X^{(n+2r)} = YR^2S \Rightarrow Y^{(1)}R^2S \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r-1)}R^2S \\ &\Rightarrow \dots \\ &\Rightarrow X^{(n+mr)} = YR^mS \Rightarrow Y^{(1)}R^mS \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r-1)}R^mS \\ &\Rightarrow \dots \end{aligned}$$

В частности, $\{X^{(n)}, X^{(n+1)}, \dots\} = \{Y^{(j)}R^mS : 0 \leq j < r, m \geq 0\}$.

Доказательство. Необходимость. Пусть $X \in \mathbb{W}_\infty$.

Предположим сначала, что для всякого $n \in \mathbb{N}$ найдется число $m > n$ такое, что $|X^{(m)}| < \mu$. Покажем, что в этом случае выполнено условие (а). В рассматриваемом случае имеется строго возрастающая последовательность натуральных чисел $\langle n_i \rangle_{i \in \mathbb{N}}$ такая, что $|X^{(n_i)}| < \mu$ для всех $i \in \mathbb{N}$. Поскольку множество $\{Y \in \mathbb{A}^+ : |Y| < \mu\}$ конечно, слова $X^{(n_i)}$, $i \in \mathbb{N}$, не могут быть попарно различными. Следовательно, найдутся числа $i < j$ такие, что $X^{(n_i)} = X^{(n_j)}$. Тогда, полагая $n = n_i$ и $r = n_j - n_i$, получаем $X^{(n)} = X^{(n+r)}$, и тем самым выполнено условие (а).

Пусть теперь существует число $n_0 \in \mathbb{N}$ такое, что $|X^{(n)}| \geq \mu$ для всех $n > n_0$. Покажем, что в этом случае выполнено одно из условий (а) или (б). Согласно лемме 2.4 имеется строго возрастающая последовательность натуральных чисел $\langle n_i \rangle_{i \in \mathbb{N}}$ такая, что

$$\text{из } n \geq n_i \text{ следует } |X^{(n)}| \geq |X^{(n_i)}| \quad (*)$$

для любых $n, i \in \mathbb{N}$. Не нарушая общности, можем считать, что $n_1 > n_0$. Тогда

$$|X^{(n_i)}| \geq \mu \text{ для всех } i \in \mathbb{N}. \quad (**)$$

Поскольку множество слов длины μ конечно, слова $X^{(n_i)}|_\mu$, $i \in \mathbb{N}$, не могут быть попарно различными. Следовательно, найдутся числа $i < j$ такие, что $X^{(n_i)}|_\mu = X^{(n_j)}|_\mu$. Положим $n = n_i$ и $r = n_j - n_i$. Тогда $X^{(n)}|_\mu = X^{(n+r)}|_\mu$. Кроме того, благодаря (*) и (**) имеем

$$\mu \leq |X^{(n)}| \leq |X^{(n+1)}|, \dots, |X^{(n+r)}|.$$

Таким образом, в случае $X^{(n)} = X^{(n+r)}$ выполнено условие (а), а в случае $X^{(n)} \neq X^{(n+r)}$ выполнено условие (б).

ДОСТАТОЧНОСТЬ. Из условия (а) с очевидностью следует, что $X \in \mathbb{W}_\infty$. Пусть выполнено условие (б). Тогда имеются целые числа $n \geq 0$ и $r > 0$, слово Y и кортежи $S, T \in \mathbb{A}^*$ такие, что

$$\begin{aligned} |X^{(n+1)}|, \dots, |X^{(n+r)}| &\geq |X^{(n)}|, \quad X^{(n)} \neq X^{(n+r)}, \\ |Y| &= \mu, \quad X^{(n)} = YS, \quad X^{(n+r)} = YT. \end{aligned}$$

Применяя лемму 2.3 к слову $X^{(n)}$ в роли X , заключаем, что $Y \in \mathbb{W}_r$ и

$$X^{(n+i)} = Y^{(i)}S \quad \text{и} \quad |Y^{(i)}| \geq \mu \quad \text{для всех} \quad i = 0, \dots, r.$$

В частности, $Y^{(r)}S = X^{(n+r)} = YT$ и $|Y^{(r)}| \geq \mu$. С другой стороны, $|Y| = \mu$, а значит, $Y^{(r)} = YR$ для некоторого кортежа $R \in \mathbb{A}^*$. При этом $R \neq \emptyset$, так как в противном случае

$$X^{(n)} = YS = Y^{(r)}S = X^{(n+r)}.$$

Учитывая неравенства $|Y^{(0)}|, \dots, |Y^{(r)}| \geq \mu$ и привлекая предложение 2.1(3), заключаем, что $(YZ)^{(i)} = Y^{(i)}Z$ для всех $Z \in \mathbb{A}^*$, $i = 0, \dots, r$. Следовательно, последовательность перезаписи слова X начиная с n -го члена имеет вид

$$\begin{aligned} X^{(n)} &= YS \Rightarrow Y^{(1)}S \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r)}S \\ &= YRS \Rightarrow Y^{(1)}RS \Rightarrow \dots \Rightarrow Y^{(r)}RS \\ &= YR^2S \Rightarrow \dots \Rightarrow YR^3S \Rightarrow \dots \Rightarrow YR^mS \Rightarrow \dots \end{aligned}$$

и тем самым $X \in \mathbb{W}_\infty$.

Остается заметить, что условия (а) и (б) взаимно исключают друг друга, так как в первом случае последовательность длин $|X^{(n)}|$ ограничена, а во втором случае (как показано выше) она стремится к бесконечности. $\square$

3.2. ЗАМЕЧАНИЕ. В заключительной формуле теоремы 3.1 возникает множество слов

$$\{Y^{(j)}R^mS : 0 \leq j < r, m \geq 0\},$$

которое внешне напоминает стандартную картину, лежащую в основе леммы о накачке для регулярных языков: достаточно длинное слово разлагается на части таким образом, что один из его фрагментов можно повторять произвольное число раз, сохраняя принадлежность соответствующему языку. В классической форме такая лемма восходит к работе М. О. Рабина и Д. Скотта [2], где она появляется как одно из базовых следствий теории конечных автоматов. Каноническое учебное изложение этой леммы, ее доказательства и типичные случаи применения можно найти, например, в монографиях [3, 4].

Теорема 3.1 не является непосредственным приложением леммы о накачке. Приведенное выше доказательство опирается не на стандартный автоматный аргумент с повторением состояния при чтении достаточно длинного слова, а на внутреннюю структуру рассматриваемой последовательности перезаписей слова. Тем не менее было бы интересно выяснить, не скрывается ли за этим внешним сходством более глубокая связь. В частности, естественно спросить, можно ли интерпретировать появление слов вида YR^mS в терминах некоторого автоматного или регулярного механизма и получить приведенное выше описание последовательности перезаписей как следствие подходящего варианта леммы о накачке. В настоящей работе этот вопрос не рассматривается.

3.3. Пусть $\mathcal{P}$ — какое-либо множество «конструктивных объектов» (т. е. множество, чьи элементы допустимы в качестве входных данных алгоритмов), и пусть $C(Y, p)$ — условие, которое может быть наложено на слова Y с дополнительными параметрами $p \in \mathcal{P}$. Формально можно считать, что C является подмножеством произведения $\mathbb{A}^+ \times \mathcal{P}$ и для всех $Y \in \mathbb{A}^+$ и $p \in \mathcal{P}$ выражение $C(Y, p)$ означает включение $\langle Y, p \rangle \in C$.

Условие $C(Y, p)$ называется *разрешимым*, если существует алгоритм, проверяющий соотношение $C(Y, p)$ для любых входных данных $Y \in \mathbb{A}^+$ и $p \in \mathcal{P}$. Условие $C(Y, p)$ назовем *циклически разрешимым*, если существует алгоритм, проверяющий следующее соотношение $C'(Y, R, S, p)$ для любых входных данных $Y \in \mathbb{A}^+$, $R, S \in \mathbb{A}^*$ и $p \in \mathcal{P}$:

$$C'(Y, R, S, p) \Leftrightarrow (\exists m \in \mathbb{N}) C(YR^mS, p).$$

3.4. Предложение.

- (1) Всякое циклически разрешимое условие является разрешимым.
- (2) Для любого непустого алфавита $\mathbb{A}$ существует условие $C(Y)$, $Y \in \mathbb{A}^+$, являющееся разрешимым, но не циклически разрешимым.

Доказательство. (1) Соотношение $C(Y, p)$ равносильно $C'(Y, \emptyset, \emptyset, p)$.

- (2) Пусть D — рекурсивное подмножество $\mathbb{N}^2$, для которого множество

$$D' := \{n \in \mathbb{N} : (\exists m \in \mathbb{N}) \langle n, m \rangle \in D\}$$

не является рекурсивным (см., например, [5, гл. 1, §6]).

Если в алфавите $\mathbb{A}$ есть две различные буквы α и β , рассмотрим условие

$$C(Y) \Leftrightarrow (\exists \langle n, m \rangle \in D) Y = \alpha^n \beta^m.$$

Из рекурсивности множества D непосредственно вытекает разрешимость $C(Y)$. С другой стороны, множество

$$\{n \in \mathbb{N} : C'(\alpha^n, \beta, \emptyset)\} = \{n \in \mathbb{N} : (\exists m \in \mathbb{N}) C(\alpha^n \beta^m)\} = D'$$

не рекурсивно, а значит, условие $C(Y)$ не является циклически разрешимым.

В случае однобуквенного алфавита $\mathbb{A} = \{\alpha\}$ можно рассмотреть условие

$$C(Y) \Leftrightarrow (\exists \langle n, m \rangle \in D) Y = \alpha^{2^n(2m+1)},$$

для которого

$$\{n \in \mathbb{N} : C'(\alpha^{2^n}, \alpha^{2^{n+1}}, \emptyset)\} = \{n \in \mathbb{N} : (\exists m \in \mathbb{N}) C(\alpha^{2^n(2m+1)})\} = D'. \quad \square$$

3.5. Пусть $C(Y, p)$ — произвольное циклически разрешимое условие.

Описываемый ниже алгоритм принимает на входе функцию перезаписи, произвольное слово X и параметр $p \in \mathcal{P}$ и возвращает сообщение о наличии или отсутствии слова Y , удовлетворяющего условиям $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$, дополняя ответ поясняющим фрагментом последовательности перезаписи слова X (см. [1, алгоритм 5.3]).

Алгоритм использует целочисленные переменные μ , n , i и r , переменные $R \in \mathbb{A}^+$ и $S \in \mathbb{A}^*$, а также два массива переменной длины, члены которых являются словами и обозначаются через X_i и Y_i .

Алгоритм. СУЩЕСТВУЕТ ЛИ ТАКОЕ СЛОВО Y , ЧТО $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ И $C(Y, p)$?

- (1) Полагаем $\mu := \max\{|E| : E \in \mathbb{E}\}$, $n := 0$, $X_0 := X$.
- (2) Если выполнено условие $C(X_n, p)$, то завершаем работу с ответом
 - **Да**, слово $Y = X_n$ удовлетворяет условиям $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$:
 $X_0 \Rightarrow \dots \Rightarrow X_n$.
- (3) Если X_n не является перезаписываемым, то завершаем работу с ответом
 - **Нет**, не существует такого слова Y , что $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$:
 $X_0 \Rightarrow \dots \Rightarrow X_n$ — полная последовательность перезаписи.
- (4) Если $X_i = X_n$ для некоторого $0 \leq i < n$, то завершаем работу с ответом
 - **Нет**, не существует такого слова Y , что $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$:
 $X_0 \Rightarrow \dots \Rightarrow \underbrace{X_i \Rightarrow \dots \Rightarrow X_{n-1}}_{\text{период}} \Rightarrow X_i \Rightarrow \dots$.
- (5) Если $n = 0$ или $|X_n| < \mu$, то переходим к (9).
 В противном случае полагаем $i := n - 1$.
- (6) Если $|X_i| < \mu$, то переходим к (9).
- (7) Если $X_i \upharpoonright_\mu = X_n \upharpoonright_\mu$ и $|X_i| \leq |X_{i+1}|, \dots, |X_n|$, то делаем следующее.
 - (а) Полагаем $r := n - i$, $Y_0 := X_i \upharpoonright_\mu$, $Y_1 := Y'_0, \dots, Y_r := Y'_{r-1}$ и определяем $S \in \mathbb{A}^*$, исходя из равенства $X_i = Y_0 S$.
 При этом окажется, что $Y_r = Y_0 R$ для некоторого слова R .
 - (б) Используя циклическую разрешимость условия $C(Y, p)$, выясняем, существуют ли $j \in \{1, \dots, r\}$ и $m \in \mathbb{N}$, удовлетворяющие условию $C(Y_j R^m S, p)$.
 - (с) Если результат теста (б) положителен, то (исключительно для построения поясняющего фрагмента последовательности перезаписи слова X) продолжаем цикл вычислений $n := n + 1$, $X_n := X'_{n-1}$ до тех пор, пока не будет выполнено условие $C(X_n, p)$, и завершаем работу с ответом
 - **Да**, слово $Y = X_n$ удовлетворяет условиям $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$:
 $X_0 \Rightarrow \dots \Rightarrow X_n$.
 Если же результат (б) отрицателен, то завершаем работу с ответом
 - **Нет**, не существует такого слова Y , что $X \stackrel{*}{\Rightarrow} Y$ и $C(Y, p)$:
 $X_0 \Rightarrow \dots \Rightarrow \underbrace{X_i \Rightarrow \dots \Rightarrow X_{n-1}}_{\text{период роста}} \Rightarrow X_n \Rightarrow \dots$.
- (8) Если $i > 0$, то полагаем $i := i - 1$ и переходим к (6).
- (9) Полагаем $n := n + 1$, $X_n := X'_{n-1}$ и переходим к (2).

3.6. Предложение. Если $C(Y, p)$ — циклически разрешимое условие, то для любой функции перезаписи, любого слова X и любого параметра $p \in \mathcal{P}$ алгоритм 3.5 за конечное время возвращает правильный ответ на вопрос о существовании слова Y , удовлетворяющего условиям $X \xrightarrow{*} Y$ и $C(Y, p)$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Ясно, что при каждом прохождении этапа 3.5(9) значение X_n полагается равным n -й перезаписи слова X , а значит, последовательность $\langle X_0, \dots, X_n \rangle$ является начальным фрагментом последовательности перезаписи слова X .

Из сказанного выше с очевидностью следует, что на этапе 3.5(2) при выполнении условия $C(X_n, p)$ возвращается правильный ответ.

Если на этапе 3.5(3) слово X_n оказалось непerezаписываемым, то возвращаемый на этом этапе ответ является правильным, поскольку $\langle X_0, \dots, X_n \rangle$ — полная последовательность перезаписи слова X и предшествующие прохождения этапа 3.5(2) не выявили выполнение условия $C(X_i, p)$ ни при одном $i = 0, \dots, n$.

Аналогичные соображения обосновывают правильность ответа, возвращаемого на этапе 3.5(4), поскольку равенство $X_i = X_n$ для некоторого $0 \leq i < n$ гарантирует, что в последовательности перезаписи слова X начиная с n -го члена будут встречаться лишь слова, принадлежащие множеству $\{X_{i+1}, \dots, X_n\}$.

Как легко видеть, этап 3.5(5) и идущий вслед за ним цикл 3.5(6)–(8) проверяют существование такого числа $0 \leq i < n$, что

$$\mu \leq |X^{(i)}| \leq |X^{(i+1)}|, \dots, |X^{(n)}|, \quad X^{(i)} \upharpoonright_\mu = X^{(n)} \upharpoonright_\mu.$$

Коль скоро работа алгоритма не завершилась на этапе 3.5(4), во время этой проверки имеют место неравенства $X^{(i)} \neq X^{(n)}$ для всех $0 \leq i < n$. Таким образом, этапы 3.5(5)–(8) проверяют условие 3.1 (b) для фрагмента $\langle X_0, \dots, X_n \rangle$. В случае положительного результата этой проверки существование упомянутого в 3.5(7)(a) слова R и правильность ответа, возвращаемого на этапе 3.5(7)(c), обосновываются теоремой 3.1, согласно которой

$$\{X^{(n+1)}, X^{(n+2)}, \dots\} = \{Y_j R^m S : 1 \leq j \leq r, m \in \mathbb{N}\}.$$

Остается заметить, что благодаря той же теореме 3.1 работа алгоритма непременно завершится на одном из этапов 3.5(2)–(4) или (7)(c). $\square$

3.7. Как легко видеть, для данной функции перезаписи $\rightarrow$ условие

$$\begin{aligned} C(Y, \rightarrow) &\Leftrightarrow Y \text{ не является перезаписываемым относительно } \rightarrow \\ &\Leftrightarrow Y \text{ не имеет явного префикса} \end{aligned}$$

циклически разрешимо. Поэтому алгоритм 3.5, специализированный для этого условия, проверяет конечную перезаписываемость данного слова. Ниже приведена упрощенная версия этой процедуры (см. [1, алгоритм 5.4]).

Алгоритм. Является ли слово X конечно перезаписываемым?

- Начинаем вычисление последовательности перезаписи $X^{(0)}, X^{(1)}, \dots$.
- Если возникает непerezаписываемое слово $X^{(i)}$, возвращаем **Да**.
- В противном случае согласно теореме 3.1 в последовательности встретится фрагмент $\langle X^{(n)}, X^{(n+1)}, \dots, X^{(n+r)} \rangle$, удовлетворяющий условию (a) или условию (b) теоремы 3.1. В этом случае возвращаем **Нет**.

3.8. Следующее утверждение анонсировано в [1, теорема 1.12].

Теорема. Если $\mathbb{E} \subseteq \mathbb{W}_{\text{fin}}$, то $\mathbb{W}_{\text{fin}} = \mathbb{A}^+$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Предположим, что все явные слова конечно перезаписываемы, и докажем конечную перезаписываемость любого слова X , воспользовавшись индукцией по длине $|X|$ слова X .

Пусть $|X| = 1$. Если $X \in \mathbb{E}$, то $X \in \mathbb{W}_{\text{fin}}$ по условию теоремы. Если же $X \notin \mathbb{E}$, то, будучи однобуквенным, слово X не имеет явных префиксов, а значит, не является перезаписываемым, т. е. принадлежит $\mathbb{A}^+ \setminus \mathbb{W}_1 \subset \mathbb{W}_{\text{fin}}$.

Пусть все слова длины l конечно перезаписываемы. Рассмотрим произвольное слово X длины $l + 1$ и допустим вопреки доказываемому, что X имеет бесконечную последовательность перезаписи

$$X^{(0)} \Rightarrow X^{(1)} \Rightarrow \dots \Rightarrow X^{(n)} \Rightarrow X^{(n+1)} \Rightarrow \dots$$

Тогда все слова $X^{(n)}$ бесконечно перезаписываемы, а значит, по условию теоремы не являются явными. Кроме того, $|X^{(n)}| \geq 2$ для всех $n \geq 0$ согласно доказанной выше базе индукции.

Для любого слова Y длины $|Y| \geq 2$ обозначим символом $[Y]$ префикс Y длины $|Y| - 1$.

Покажем, что $[X^{(n)}] \Rightarrow [X^{(n+1)}]$ для всякого $n \geq 0$. Действительно, пусть α — последняя буква слова $X^{(n)}$. Поскольку слово $X^{(n)} = [X^{(n)}]\alpha$ является неявным и перезаписываемым, согласно предложению 2.1(1) имеем $[X^{(n)}] \in \mathbb{W}_1$ и $([X^{(n)}]\alpha)' = [X^{(n)}]'\alpha$. Следовательно,

$$[X^{(n)}] \Rightarrow [X^{(n)}]' = [([X^{(n)}]\alpha)'] = [(X^{(n)})'] = [X^{(n+1)}].$$

Таким образом, последовательность перезаписи слова $[X]$, имеющего длину l , бесконечна: $[X^{(0)}] \Rightarrow [X^{(1)}] \Rightarrow \dots \Rightarrow [X^{(n)}] \Rightarrow [X^{(n+1)}] \Rightarrow \dots$. Полученное противоречие с предположением индукции завершает доказательство. $\square$

3.9. Поскольку множество $\mathbb{E}$ явных слов конечно, из теоремы 3.8 следует существование эффективной проверки конечной перезаписываемости всех слов относительно данной функции перезаписи: для такой проверки достаточно применить алгоритм 3.7 ко всем явным словам.

ЛИТЕРАТУРА

1. Гутман А. Е. Объектно-ориентированные данные и префиксная перезапись. Часть I: Обзор и основные результаты // Сиб. мат. журн. 2026. Т. 67, № 3. С. 392–413.
2. Rabin M. O., Scott D. Finite automata and their decision problems // IBM J. Res. Dev. 1959. V. 3, N 2. P. 114–125.
3. Хопкрофт Дж., Мотвани Р., Ульман Дж. Введение в теорию автоматов, языков и вычислений. Москва: Вильямс, 2015.
4. Пентус А. Е., Пентус М. Р. Математическая теория формальных языков. Москва: ИНТУИТ; Бином. Лаборатория знаний, 2006.
5. Барвайс Дж. Справочная книга по математической логике. Часть III: Теория рекурсии. Москва: Наука, 1982.

Поступила в редакцию 28 мая 2026 г.

После доработки 28 мая 2026 г.

Принята к публикации 26 июня 2026 г.

Гутман Александр Ефимович (ORCID 0000-0003-2030-7459)
Институт математики им. С. Л. Соболева СО РАН,
пр. Академика Коптюга, 4, Новосибирск 630090
gutman@math.nsc.ru