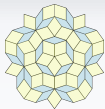


Структуры над словами: образцы и уравнения

Летняя практика, Переславль-Залесский
4–6 июля, 2022 г.



Проектирование структур с образцами

- Вопрос достижимости образца:

$f (A : x) = \text{Expr1}$

$f [] = \text{Expr2}$

$f [A] = \text{Expr3}$

- Вопрос накрытия образцами:

$f ((x : y) : z) = \text{Expr1}$

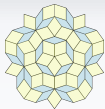
$f [] = \text{Expr2}$

- Вопрос перестановочности образцов:

$f (x : (A : y)) = \text{Expr1}$

$f (A : (y : z)) = \text{Expr2}$

...а с отказом от свободы и единственности вхождений переменных эти вопросы становятся намного сложнее.



Проектирование структур с образцами

- Вопрос достижимости образца:

$f \{x \ t \ t \ y = \text{Expr1} \}$

$f \{x \ 'A' \ t \ z1 \ 'A' \ y = \text{Expr2} \}$

$f \{x \ 'A' \ y \ 'A' \ z = \text{Expr3} \}$

- Вопрос накрытия образцами:

$f \{x1 \ (z) \ x2 \ t \ x3 \ = \text{Expr1}\}$

$f \{x \ (z) \ = \text{Expr2}\}$

$f \{t \ x \ = \text{Expr3}\}$

- Вопрос перестановочности образцов:

$f \{x, \ x \ 'A' : 'A' \ x = \text{Expr1}\}$

$f \ (x, \ x \ 'AB' : 'BA' \ x = \text{Expr2})$

Необходимо определить выразительную силу образцов — языки, которые они описывают, и свойства этих языков.



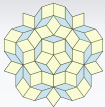
Обозначения для подстановки

В курсе алгебры результат применения подстановки σ к терму t обозначают обычно $\sigma(t)$. У логиков (и в CS) принята постфиксная нотация: $t\sigma$. Мы будем использовать её.

Почему так?

Во многих классических работах по логике (Тарский, Карри) подстановка сразу записывалась в квадратных скобках $[t/A]$. В этом случае было более естественно приписывать её в конец выражения-аргумента: например, $F(t, t)[t/A]$.

В более современных работах приняты обозначения $[t := A]$ и $[t \mapsto A]$. В последнем случае форма стрелки существенна: \rightarrow чаще используется для обозначения типов, а не отображений.



Базовые определения

$V_{\mathcal{T}}$ — множество переменных типа \mathcal{T} , $V = \bigcup^{\mathcal{T}} V_{\mathcal{T}}$.

Рассматриваем е-переменные (типа строка/выражение) и т-переменные (типа терм). Т.е. $V = V_e \cup V_t$.

Кратность терма T в образце P обозначаем $|P|_T$.

Σ — по умолчанию неограниченный алфавит констант. $\mathcal{B}[S]$ — множество скобочных структур над строками из S .

Плоский образец P — строка в алфавите $V_e \cup \mathcal{B}[\Sigma \cup V_t]$.
Образец P линейен, если $\forall x \in V_e (|P|_x = 1)$. Подстановка в образец — гомоморфизм, сохраняющий константы (т.е. для всех $\mathbf{A} \in \Sigma$ $\mathbf{A}\sigma = \mathbf{A}$).

Образец допускает плоское разбиение, если он плоский, либо имеет вид $(P_1) (P_2) \dots (P_n) P_{n+1}$, где все P_i допускают плоское разбиение. Максимальные плоские подобразцы такого образца называем фрагментами плоского разбиения (ФПР).

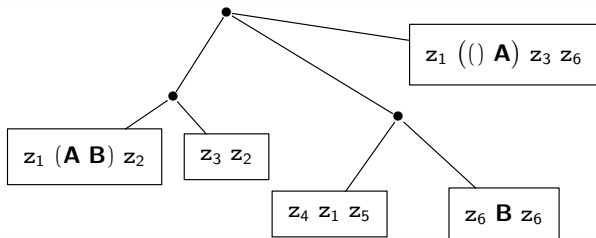


Плоские разбиения и деревья

Рассмотрим следующий образец:

$$\left((z_1 (\mathbf{A} \mathbf{B}) z_2) z_3 z_2 \right) \left((z_4 z_1 z_5) z_6 \mathbf{B} z_6 \right) z_1 (()) \mathbf{A} z_3 z_6$$

Структура его ФПР приведена ниже.



Поскольку скобочные структуры могут возникнуть только сразу справа от открывающей скобки, то ФПР образуют древесные структуры, аналогичные АД.

Пример образца, не разбиваемого на ФПР:

$$\left(x_1 (\mathbf{A} x_2) x_1 x_2 \right) x_1$$



Языки, распознаваемые образцами

Определение

Языком $\mathcal{L}(P)$, распознаваемым образцом P , назовем множество элементов $\Phi \in \mathcal{B}[\Sigma]^$, для которых существует подстановка $\sigma: P\sigma = \Phi$. Образец P_1 сводится к образцу P_2 , если $\mathcal{L}(P_1) \subseteq \mathcal{L}(P_2)$.*

Подстановка $x\sigma = \varepsilon$ допустима! В терминологии pattern languages — рассматриваются E-pattern languages (EPL, сокращение от Erasing Pattern Languages, языки стирающих образцов).

- Язык, распознаваемый образцом-строкой $P \in \Sigma^*$, есть $\{P\}$.
- Язык, распознаваемый образцом $P = x_1 x_2 x_1$, есть всё множество $\mathcal{B}[\Sigma]^*$.



Языки, распознаваемые образцами

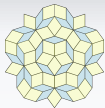
Определение

Языком $\mathcal{L}(P)$, распознаваемым образцом P , назовем множество элементов $\Phi \in \mathcal{B}[\Sigma]^$, для которых существует подстановка $\sigma: P\sigma = \Phi$. Образец P_1 сводится к образцу P_2 , если $\mathcal{L}(P_1) \subseteq \mathcal{L}(P_2)$.*

- Язык, распознаваемый образцом-строкой $P \in \Sigma^*$, есть $\{P\}$.
- Язык, распознаваемый образцом $P = x_1 x_2 x_1$, есть всё множество $\mathcal{B}[\Sigma]^*$.

С точки зрения семантики сопоставления, образец $x_1 x_2 x_1$ также неудачный: x_1 всегда успешно сопоставляется с ε .

Бывает и иначе: хотя $\mathcal{L}(z_1 z_2 z_2) = \mathcal{L}(x_1 x_2 x_1) = \mathcal{B}[\Sigma]^*$ из-за существования тривиальной подстановки $z_2 := \varepsilon$, но ленивое сопоставление строки **ABV** с $z_1 z_2 z_2$ построит подстановку $z_2 := \mathbf{B}$, а вовсе не $z_2 := \varepsilon$.



Сводимость и эквивалентность

Если P_1, P_2 оба из $(V_e \cup \mathcal{B}[\Sigma])^*$, то:

- P_1 сводится к $P_2 \Leftrightarrow$ существует подстановка σ такая, что $P_2\sigma = P_1$;
- если P_2 линейен, тогда вычислительная сложность проверки сводимости образца P_1 к образцу P_2 линейна от суммы длин P_1 и P_2 .

Из-за того, что образцы стирающие (определяют EPL), двухсторонняя сводимость не эквивалентна наличию переименовки: вспомним те же $x_1 x_2 x_1$ и $z_1 z_2 z_2$.



Сводимость и эквивалентность

Если P_1, P_2 оба из $(V_e \cup \mathcal{B}[\Sigma])^*$, то:

- P_1 сводится к $P_2 \Leftrightarrow$ существует подстановка σ такая, что $P_2\sigma = P_1$;
- если P_2 линейен, тогда вычислительная сложность проверки сводимости образца P_1 к образцу P_2 линейна от суммы длин P_1 и P_2 .

Если рассматривать только образцы без идущих подряд переменных из V_e , тогда уже для образцов без переменных из V_t выполняется утверждение

$$\mathcal{L}(P_1) = \mathcal{L}(P_2) \Leftrightarrow \exists \sigma (P_1\sigma = P_2 \ \& \ \forall x \in V_e (x\sigma \in V_e))$$



Краткие и избыточные образцы

Определение

Образец P_1 называется кратким, если любой образец P_2 такой, что $\mathcal{L}(P_1) = \mathcal{L}(P_2)$, имеет длину, не меньшую, чем P_1 .

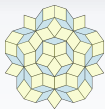
Иначе P_1 называется избыточным.

Пример

Образец $x_1 \ x_2 \ A \ x_3 \ B \ x_1 \ x_2$ избыточен.

Образец $x_1 \ x_2 \ x_2 \ x_1$ является кратким.

Алгебраисты также говорят, что избыточные образцы определяются нетривиальными неподвижными точками морфизмов над образцами (т.е. существует нетривиальная подстановка, переводящая избыточный образец в себя).



Критерий избыточности образца (Reidenbach, 2004)

Образец P избыточен, если существует представление $P = Q_0 R_1 Q_1 \dots R_n Q_n$, $Q_i \in \{\mathcal{B}[\Sigma] \cup V_e\}^*$, $R_i \in V_e^+ V_e^+$, такое, что:

- множества переменных образцов Q_i и R_j не пересекаются;
- в каждом слове R_i найдется имеющая единственное вхождение в R_i переменная x_i (выделенная) такая, что

$$\forall j (|R_j|_{x_i} > 0 \Rightarrow R_j = R_i).$$

Этот критерий является необходимым и достаточным условием при рассмотрении плоских образцов в $\{\mathcal{B}[\Sigma] \cup V_e\}^*$ ^a.

^aУ Рейденбаха он доказан для образцов в V_e^* . Для образцов над $\mathcal{B}[\Sigma]$ доказательство где-то в моих старых тетрадях — здесь существенно, что скобки порождают бесконечный «алфавит констант».



Критерий Рейденбаха под лупой

Пусть искомое разбиение образца P существует. Тогда по каждому блоку R_i построим подстановку σ_{fix} так: $x_i \sigma_{\text{fix}} = R_i$, а образы прочих переменных из R_i равны ε (они могут встречаться и в сочетании с другой выделенной переменной x_k в прочих R -блоках). Очевидно, $P \sigma_{\text{fix}} = P$.

Образец $P \in V_e^*$ допускает неоднозначную нестирающую подстановку \Leftrightarrow образец P избыточен по Рейденбаху.



Критерий Рейденбаха под лупой

Образец $P \in V_e^*$ допускает неоднозначную нестирающую подстановку \Leftrightarrow образец P избыточен по Рейденбаху.

- Для образцов, содержащих константные фрагменты, это не верно: $x_1 \mathbf{A} x_2$ допускает много подстановок в \mathbf{A}^n , хотя является кратким. Однако это верно для фрагментов таких образцов, не содержащих констант.
- Стирающих подстановок может быть и несколько: например, $x_1 x_2 x_2 x_1$ допускает две подстановки в $\mathbf{A} \mathbf{B} \mathbf{A} \mathbf{B}$. Однако поиск возможных подстановок в такой формулировке может быть сделан экспоненциально быстрее, чем без знания о критерии Рейденбаха.
- Иногда структура слова слишком однородна, чтобы критерий Рейденбаха гарантировал единственность подстановки: см. \mathbf{A}^n и любой краткий образец без констант, содержащий как минимум две различные переменные.



Добавление переменных типа терм

За увеличение выразительной силы образцов приходится платить усложнением теоретических конструкций.

- $\mathcal{L}(P_1) \subseteq \mathcal{L}(P_2)$ уже не определяется подстановкой.

$P_1 = \mathbf{A} \ x_1, P_2 = x_2 \ t$. Язык P_1 вкладывается в язык P_2 , а подстановки нет.

- Нет (пока ещё) исследованного понятия избыточного и краткого образца. Более того, образцы для одного и того же языка не образуют нижнюю полурешётку.

Образы $x \ t$ и $t \ x$ оба краткие.



Плавающие t -переменные

Определение

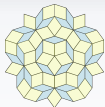
Назовем переменную t_i в плоском линейном образце P *якорной*, если

- t_i имеет кратность, не меньшую 2;
- или в P существует подслово α , не содержащее переменных из V_e , такое, что $\alpha = \alpha_1 t_i \alpha_2$, причем α_1 и α_2 оба содержат хотя бы один символ или t -переменную, имеющую кратность не меньше 2.

В противном случае назовем t_i *плавающей*.

Пример

Рассмотрим образец t_1 t_2 x_1 t_3 t_4 t_2 x_2 t_5 . Якорными переменными являются t_2 и t_1 .

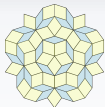


Плавающие переменные и языки образцов

Плавающая переменная в образце — указатель на то, что в соответствующий фрагмент образца нельзя подставить пустое слово. Аналог «нестираемых» фрагментов.

Плавающий сегмент линейного образца P — максимальное подслово P , содержащее только плавающие t -переменные и переменные из V_e .

Образец, в котором все e -переменные входят в плавающие сегменты — аналог нестирающего (non-erasing) образца. Хуже всего, если есть и стирающие, и нестирающие фрагменты.

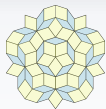


Плавающие переменные и языки образцов

Плавающий сегмент линейного образца P — максимальное подслово P , содержащее только плавающие t -переменные и переменные из V_e .

Образец, в котором все e -переменные входят в плавающие сегменты — аналог нестирающего (non-erasing) образца. Хуже всего, если есть и стирающие, и нестирающие фрагменты.

Язык образца $P_1 = \mathbf{BBA} \, x \, \mathbf{ABCD} \mathbf{A}$ вкладывается в язык образца $P_2 = z_0 \, t \, t \, z_1 \, t_1 \, t_2 \, t_3 \, t \, z_2$. Чтобы это доказать, приходится перебирать два случая: пустоты и непустоты подставляемого в x значения.



Multi-pattern languages (Kari, Salomaa)

Определение

Языком $\mathcal{L}(P)$, распознаваемым множеством образцов P_i (англ. — multi-pattern language, сокращенно MPL), назовем множество элементов $\Phi \in \mathcal{B}[\Sigma]^$, для которых существует $i \in \mathbb{N}$ и подстановка σ : $\sigma(P_i) = \Phi$.*

Множество MPL-объединений стирающих образцов совпадает с множеством MPL-объединений нестирающих образцов. Образец с плавающими t -переменными тоже определяет мультиобразец, и здесь уже смешивание стирающих и нестирающих фрагментов может быть разрешено.

Однако переход от стирающих образцов к нестирающим порождает экспоненциальное разрастание описания MPL.



Пример «плавающего» MPL

Пусть $P_1 = x_1 \mathbf{A A C} x_2 \mathbf{C A B} x_3 \mathbf{B B C}$,

$P_2 = z_1 \mathbf{t_n t_n} z_2 \mathbf{t_{m1} z_3 t_{m2} z_4 t_{m3} z_5 t_n} z_6$.

Множество нестирающих образцов, порождающих P_2 :

P_2^1	$t_n t_n z_1 z_2 z_3 t_n$
P_2^2	$t_n t_n z_1 z_2 z_3 t_n z_4$
P_2^3	$z_0 t_n t_n z_1 z_2 z_3 t_n$
P_2^4	$z_0 t_n t_n z_1 z_2 z_3 t_n z_4$

Множество нестирающих образцов, порождающих P_1 , и обобщающие их подобразцы из P_2 :

$\mathbf{A A C C A B B B C}$	$P_2^3 \sigma_1, t_n \sigma_1 = \mathbf{C}$
$\mathbf{A A C C A B} x_3 \mathbf{B B C}$	$P_2^3 \sigma_2, t_n \sigma_2 = \mathbf{C}$
$\mathbf{A A C} x_2 \mathbf{C A B B B C}$	$P_2^2 \sigma_3, t_n \sigma_3 = \mathbf{A}$
$\mathbf{A A C} x_2 \mathbf{C A B} x_3 \mathbf{B B C}$	$P_2^2 \sigma_4, t_n \sigma_4 = \mathbf{A}$
$x_1 \mathbf{A A C C A B B B C}$	$P_2^3 \sigma_5, t_n \sigma_5 = \mathbf{C}$
$x_1 \mathbf{A A C C A B} x_3 \mathbf{B B C}$	$P_2^3 \sigma_6, t_n \sigma_6 = \mathbf{C}$
$x_1 \mathbf{A A C} x_2 \mathbf{C A B B B C}$	$P_2^4 \sigma_7, t_n \sigma_7 = \mathbf{A}$
$x_1 \mathbf{A A C} x_2 \mathbf{C A B} x_3 \mathbf{B B C}$	$P_2^4 \sigma_8, t_n \sigma_8 = \mathbf{A}$



Размер алфавита

Все хорошие свойства образцов, позволяющие работать с ними обычными методами (поиск подстановки, разбиение Рейденбаха) — следствие того, что мы подразумеваем $|\Sigma| = O(|\Sigma_{\text{prog}}|^2)$, где Σ — алфавит входных данных, Σ_{prog} — множество символов, явно входящих в образцы. Допущение реалистичное, учитывая, что «буквами» выступают и константные деревья.

Языки образцов $x \mathbf{A} \mathbf{B} y \mathbf{A} z$ и $x \mathbf{A} y \mathbf{B} \mathbf{A} z$ в алфавите $\{\mathbf{A}, \mathbf{B}, \mathbf{C}\}$ очевидно не сравнимы: первый распознаёт слово **ABCA**, второй распознаёт **ACBA**. А в алфавите $\{\mathbf{A}, \mathbf{B}\}$ эти образцы описывают один и тот же язык^а.

^аИ поэтому, если алфавит входных данных явно присутствует в образцах, нужны другие способы проверки подстановок на однозначность.



О распознаваемых словах

Предположим, мы рассматриваем краткий образец $P = x_1 x_2 x_2 x_1$. Если он сопоставляется со словом A^n , то, как уже было видно, сопоставлений может быть много. С какими ещё словами происходит такая же ситуация?

Чтобы ответить на указанный вопрос, предположим, что слово сопоставилось с P двумя разными способами. То есть нашлись x_1, x_2, z_1, z_2 такие, что

$$x_1 x_2 x_2 x_1 = z_1 z_2 z_2 z_1$$

Что нам даёт такое равенство и как его упрощать? Ответы на этот вопрос потребуют краткое введение в теорию уравнений в словах.



Уравнения в словах. Определения

Даны алфавит констант Σ (здесь рассматриваем константные скобочные структуры типа ('A'('B')) в роли констант), алфавит строковых и буквенных переменных V .

Уравнение в словах — равенство вида $\Psi = \Phi$, где $\Psi, \Phi \in \{\Sigma \cup V\}^*$.

Решить уравнение в словах — найти все такие подстановки σ переменных, входящих в Ψ, Φ , что $\Psi\sigma = \Phi\sigma$.

Проблема существования корней уравнений в словах разрешима (Маканин). Множество решений уравнения в общем виде представляется графом сложной структуры.

Уравнение $\Psi = \Phi$ квадратичное, если ни одна переменная из V типа строка не входит в $\Psi = \Phi$ более, чем дважды.



Преобразование Нильсена

Лемма Леви

Если уравнение в словах имеет вид $x \Phi_1 = y \Phi_2$, тогда выполнено хотя бы одно из условий $x = y x' \vee y = x y'$ (возможно, для разных решений выполнены разные условия).

Рассмотрим произвольное решение уравнения, описываемое подстановкой σ . Если $|x\sigma| \geq |y\sigma|$, то $x = y x'$, в противном случае $|y\sigma| \geq |x\sigma|$ (даже строго больше), поэтому $y = x y'$.

Ветвление по подстановкам вида $x \mapsto y x'$ и $y \mapsto x y'$ называется преобразованием Нильсена. Оно может применяться как слева (по умолчанию), так и справа.



Системы уравнений

Пусть в Σ есть хотя бы две буквы. По каждой системе

$$\begin{aligned}\Phi_1 &= \Psi_1 \\ \Phi_2 &= \Psi_2\end{aligned}\tag{1}$$

можно построить уравнение, имеющее те же самые корни:

$$\Phi_1 \mathbf{A} \Phi_2 \Phi_1 \mathbf{B} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{A} \Psi_2 \Psi_1 \mathbf{B} \Psi_2\tag{2}$$

Заметим, что $|\Phi_1 \mathbf{A} \Phi_2| = |\Phi_1 \mathbf{B} \Phi_2|$, и $|\Psi_1 \mathbf{A} \Psi_2| = |\Psi_1 \mathbf{B} \Psi_2|$.

Поэтому уравнение (2) эквивалентно системе:

$$\Phi_1 \mathbf{A} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{A} \Psi_2 \text{ и } \Phi_1 \mathbf{B} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{B} \Psi_2.$$

Предположим, что есть решение этой системы, определяемое подстановкой σ . Поскольку σ сохраняет константы, получаем

$$(\Phi_1 \sigma) \mathbf{A} (\Phi_2 \sigma) = (\Psi_1 \sigma) \mathbf{A} (\Psi_2 \sigma),$$

$$(\Phi_1 \sigma) \mathbf{B} (\Phi_2 \sigma) = (\Psi_1 \sigma) \mathbf{B} (\Psi_2 \sigma).$$



Системы уравнений

Пусть в Σ есть хотя бы две буквы. По каждой системе

$$\begin{aligned}\Phi_1 &= \Psi_1 \\ \Phi_2 &= \Psi_2\end{aligned}\tag{1}$$

можно построить уравнение, имеющее те же самые корни:

$$\Phi_1 \mathbf{A} \Phi_2 \Phi_1 \mathbf{B} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{A} \Psi_2 \Psi_1 \mathbf{B} \Psi_2\tag{2}$$

Уравнение (2) эквивалентно системе:

$$\Phi_1 \mathbf{A} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{A} \Psi_2 \text{ и } \Phi_1 \mathbf{B} \Phi_2 = \Psi_1 \mathbf{B} \Psi_2.$$

Предположим, что есть решение этой системы, определяемое подстановкой σ . Поскольку σ сохраняет константы, получаем

$$(\Phi_1\sigma) \mathbf{A} (\Phi_2\sigma) = (\Psi_1\sigma) \mathbf{A} (\Psi_2\sigma),$$

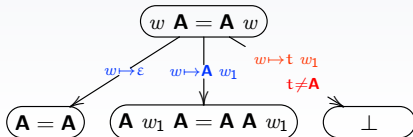
$$(\Phi_1\sigma) \mathbf{B} (\Phi_2\sigma) = (\Psi_1\sigma) \mathbf{B} (\Psi_2\sigma). \text{ Пусть } \Phi_1\sigma = (\Psi_1\sigma) \mathbf{A} \Theta, \text{ тогда}$$

$$\mathbf{A} \Theta \mathbf{B} (\Phi_2\sigma) = \mathbf{B} (\Psi_2\sigma), \text{ что невозможно. Аналогично, если}$$

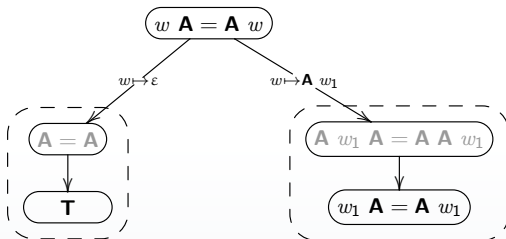
$\Psi_1\sigma = (\Phi_1\sigma) \mathbf{A} \Theta$. Поэтому $\Phi_1\sigma = \Psi_1\sigma$ и $\Phi_2\sigma = \Psi_2\sigma$, значит, σ — решение исходной системы (1).



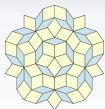
Дерево решения уравнения



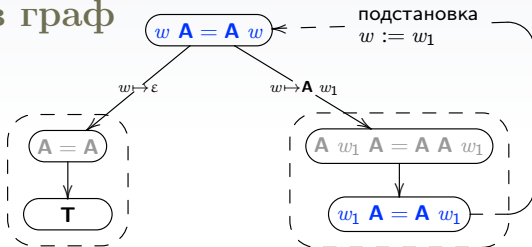
Если значение переменной w не пусто, то начинается с \mathbf{A} , либо уравнение не выполняется.



После подстановок $w \mapsto \varepsilon$, $w \mapsto \mathbf{A} w_1$ равные термы слева и справа сокращаются. Ветви дерева, приводящие к противоречию, отбрасываются.



Свёртка дерева решения уравнения в граф



Уравнение $w_1 A = A w_1$ повторяет исходное с точностью до переименования w_1 в w . Его развёртка происходит точно так же, поэтому можно просто сослаться на узел с исходным уравнением.

Построен граф описания корней уравнения $w A = A w$. Наличие в нем листьев, содержащих **T**, свидетельствует о существовании корней уравнения. Множество корней: $w \in A^*$.



Метод Матиясевича

Дано уравнение в словах $\Phi_1^0 = \Phi_2^0$, $\Phi_i \in \{\Sigma \cup V\}^*$. Помещаем это уравнение в корень дерева.

Правила развертки узла с уравнением $t_1 \Phi_1 = t_2 \Phi_2$:

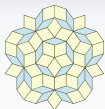
- Пусть $t_1 = t_2$. Заменяем уравнение в узле на $\Phi_1 = \Phi_2$.
- Уравнение $\Psi_1 = \Psi_2$, где $\Psi_i \in \{V_e\}^*$, $\Psi_j = \varepsilon$, объявляем листом и помечаем **T**.
- Пусть $t_i = t$ (буквенная переменная), $t_j = \mathbf{A}$. Строим потомок $\Phi_1 \sigma = \Phi_2 \sigma$, где $t \sigma = \mathbf{A}$, а для остальных $v \in V$ $v \sigma = v$. Аналогично для $t_j = t'$.
- Пусть $t_i = x$, $t_j = (\mathbf{A} | t)$ (буква или буквенная переменная). Строим два потомка, соответствующих подстановкам $x \sigma_1 = \varepsilon$, $x \sigma_2 = (\mathbf{A} | t) x$.
- Пусть $t_i = x$, $t_j = y$. Строим потомки по подстановкам $x \sigma_1 = y x$, $x \sigma_2 = x y$, $x \sigma_3 = y$.
- Если уравнение в текущем узле повторяет уравнение в узле-предке, строим обратное ребро в графе.



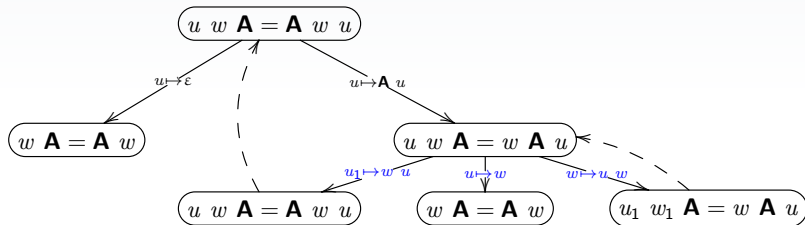
Соглашение об именах

При построении подстановок согласно преобразованию Нильсена (вида $x \mapsto ux'$) обычно за суффиксом x' закрепляется имя x . Например, в методе Матиясевича (см. ниже) таким образом удаётся избавиться от необходимости искать переименовки, чтобы факторизовать пути развёртки уравнений.

- Плюсы: дешёвое сравнение меток узлов, сохранение информации о том, суффикс какой исходной переменной рассматривается.
- Минус: иногда свёртка по переименовке (а не по точному совпадению) позволяет получить намного более короткое описание решений.

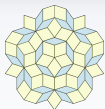


Алгоритм Матиясевича и граф развёртки

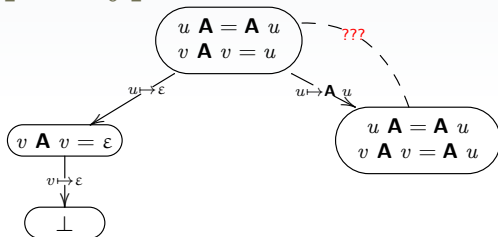


$u = \mathbf{A}$, $w = \mathbf{B}$ — решение уравнения $u w \mathbf{A} = \mathbf{A} w u$.

Этому решению не соответствует никакого пути в графе развёртки, оканчивающегося узлом **T**. Причина — в нулевом индуктивном переходе $w \mapsto \varepsilon w$ (после отцепления от u буквы \mathbf{A}). Для того, чтобы получить корректное описание решений, в метод Матиясевича нужно добавить выходы по $u \mapsto \varepsilon$, $w \mapsto \varepsilon$.



Нетривиальность совместной развёртки уравнений



Как только в системе появляется переменная, встречающаяся больше двух раз по совокупности, алгоритм построения графа развёртки перестаёт работать, потому что появляется возможность бесконечного разрастания уравнений.

Для квадратичных уравнений алгоритм Матиясевича является разрешающим (всегда завершается и даёт точный ответ о существовании корней).



Сложность задачи

Длина минимального решения уравнения:

$$x_n \mathbf{A} x_n \mathbf{B} x_{n-1} \mathbf{B} x_{n-2} \dots \mathbf{B} x_1 = \mathbf{A} x_n x_{n-1}^2 \mathbf{B} x_{n-2}^2 \mathbf{B} \dots \mathbf{B} x_1^2 \mathbf{B} \mathbf{A}^2$$

экспоненциальна по n .



Специальные уравнения

- Уравнения сопряжения со словом: $\Phi_1 \Phi_2 x = x \Phi_2 \Phi_1$, где $\Phi_i \in \Sigma^*$. Они имеют решения вида $(\Phi_1 \Phi_2)^n \Phi_1$ (причём если $\Phi_1 \Phi_2$ — это степень, то берётся её корень).
Например, рассмотрим **АВАВ** $x = x$ **ВАВА**.
Формально решения должны иметь вид **(АВАВ)ⁿ А**, однако очевидно, что при таком описании теряется, например, корень **АВА**. Правильный ответ здесь: **(АВ)ⁿ А**.
- Уравнения сопряжения с переменными: $xw = wy$. Их решения описываются в параметрах: $x = z_1 z_2$, $y = z_2 z_1$, $w = (z_1 z_2)^n z_1$. Видно, что это просто обобщение предыдущего класса уравнений.



Хорошие классы уравнений

- Уравнения от одной переменной. Разрешимы за линейное время.
- Квадратичные уравнения (каждая переменная имеет не больше чем 2 вхождения в обе части). Сложность решения: NP-трудна.
- Straight-line уравнения. Кратность (относительно всего уравнения) всех переменных хотя бы в одной части уравнения равна 1.
- Уравнения, сводящиеся к системе, где одно уравнение принадлежит классу выше, а остальные — уравнения вида $x_i \Phi_i = \Psi_i x_i$, где Φ_i, Ψ_i — константы.



Задача на однозначность

Какие слова сопоставляются с образцом $x_1 x_2 x_2 x_1$ неоднозначно?

Решим уравнение неоднозначности: $x_1 x_2 x_2 x_1 = z_1 z_2 z_2 z_1$.
Заметим, что это уравнение эквивалентно системе

$$\begin{cases} x_1 x_2 = z_1 z_2 \\ x_2 x_1 = z_2 z_1 \end{cases} \quad (3)$$

Допустив, что $|x_1| > |z_1|$, применим двухстороннюю лемму Леви:

$$\begin{cases} x_1 = z_1 x_{1,s} \\ x_1 = x_{1,p} z_1 \end{cases} \quad (4)$$

Значит,

$x_{1,s} = uv$, $x_{1,p} = vu$, $z_1 = (vu)^n v$. Тогда $x_1 = (vu)^{n+1} v$. При этом полагаем (vu) простым словом.



Задача на однозначность

Какие слова сопоставляются с образцом $x_1 x_2 x_2 x_1$ неоднозначно?

Решим уравнение неоднозначности: $x_1 x_2 x_2 x_1 = z_1 z_2 z_2 z_1$.
Заметим, что это уравнение эквивалентно системе

$$\begin{cases} x_1 x_2 = z_1 z_2 \\ x_2 x_1 = z_2 z_1 \end{cases} \quad (3)$$

$x_{1,s} = uv$, $x_{1,p} = vu$, $z_1 = (vu)^n v$. Тогда $x_1 = (vu)^{n+1} v$. При этом полагаем (vu) простым словом. Подставляя полученные значения в систему (3), имеем $x_2 vu = uvx_2$. Это опять уравнение сопряжения. Если сопряжение такое же, как для z_1 (т.е. x_2 имеет вид $(vu)^m u$), тогда мы получаем, что $x_1 x_2 x_2 x_1 = (vu)^{n+2} (uv)^{n+2}$. Частный случай этого решения — если $v = \varepsilon \vee u = \varepsilon$.



Задача на однозначность

Какие слова сопоставляются с образцом $x_1 x_2 x_2 x_1$ неоднозначно?

Решим уравнение неоднозначности: $x_1 x_2 x_2 x_1 = z_1 z_2 z_2 z_1$.
Заметим, что это уравнение эквивалентно системе

$$\begin{cases} x_1 x_2 = z_1 z_2 \\ x_2 x_1 = z_2 z_1 \end{cases} \quad (3)$$

Пусть $x_1 = (vu)^{n+1}v$, $x_2 vu = uvx_2$, причём vu — простое и $v \neq \varepsilon$, $u \neq \varepsilon$. Предположим теперь, что существуют такие v_1 , u_1 , что $vu = v_1 u_1$, $uv = u_1 v_1$, но $|v| \neq |v_1|$. Если окажется, что u_1 или v_1 — пустое слово, тогда $vu = uv$, поэтому vu — не простое. Иначе можно заметить, что система уравнений на u , v , u_1 , v_1 в точности повторяет (3), но $|v| < |x_1|$. По индукции, этот процесс рано или поздно приведёт к $|v_i| = \varepsilon$ или $|u_i| = \varepsilon$ (и будет получено противоречие с начальными условиями).



Задача на однозначность

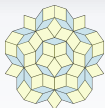
Какие слова сопоставляются с образцом $x_1 x_2 x_2 x_1$ неоднозначно?

Решим уравнение неоднозначности: $x_1 x_2 x_2 x_1 = z_1 z_2 z_2 z_1$.

Заметим, что это уравнение эквивалентно системе

$$\begin{cases} x_1 x_2 = z_1 z_2 \\ x_2 x_1 = z_2 z_1 \end{cases} \quad (3)$$

Таким образом, удалось показать, что решениями системы (3) будут лишь слова вида $(vu)^{n+2}(uv)^{n+2}$, а значит, при сопоставлении только с такими словами образца $x_1 x_2 x_2 x_1$ может возникнуть неоднозначность (причём перебор при сопоставлении в этом случае достаточно делать лишь по степеням vu).



Уравнения как способ описания однозначности образца

Скажем, что образец $P(x_1, \dots, x_n)$ однозначный, если уравнение $P(x_1, \dots, x_n) = P(z_1, \dots, z_n)$ имеет только решение $x_i = z_i$.

- Любой образец от одной переменной однозначен;
- Образец $(x_1 x_2)(x_2 x_2 x_1)$ однозначен, поскольку $|x_2|$ определяется как разность длин строк, сопоставляемых с его ФПР $x_1 x_2$ и $x_2 x_2 x_1$;
- Образец $(x_1 x_2)(x_2 x_3)(x_3 x_1)$ однозначен, поскольку решение на длины переменных, входящих в него, всегда единственно, если существует;
- Образец $(x_1 x_2)(x_2 x_1)$ неоднозначен (см. выше).



Однозначность длин

Пусть образец P содержит константные строки только вида $(P)^i$ для некоторого простого слова P . Тогда вопрос об его однозначности можно свести к вопросу об единственности решения уравнения на длины входящих в него переменных.

Действительно, рассмотрим слова вида $(P)^{m_j}$, сопоставляемые с ФПР такого образца. По предположению о простоте P , переменные образца получают значения вида $(P)^{k_i}$. В силу уравнения коммутативности для любых двух таких значений, получаем, что существует отображение μ сопоставлений вида $P_j : (P)^{m_j}$ в диофантовы уравнения $\mu(P_j) = m_j$ над \mathbb{N} . Такое отображение переводит переменные в себя, конкатенацию — в сложение, а константные фрагменты $(P)^i$ — в натуральные числа i .



Матрица кратностей

Имея ФПР P_1, P_2, \dots, P_n образца $P(x_1, \dots, x_m)$, можно построить матрицу $\mathcal{M}(P)$ кратностей переменных образца:
$$a_{i,j} = |P_i|_{x_i}.$$

Если ранг матрицы $\mathcal{M}(P)$ равен m , то образец P всегда сопоставляется однозначно.

Если ранг матрицы $\mathcal{M}(P)$ меньше m , то имеет смысл искать такие подмножества ФПР P_i , ранг матрицы кратности которых равен числу входящих в них различных переменных. Тогда все переменные, входящие в такие подмножества, будут сопоставлены однозначно.



Некоммутативный случай

Коммутативный случай является «худшим» с точки зрения сложности сопоставлений. Но худший случай не всегда достигается, если в образцах встречаются разнородные константные фрагменты.

Образец $x_1 \mathbf{A} x_2 x_1 \mathbf{B} x_2$ однозначен (см. выше), хотя порождает уравнение на длины $2x_1 + 2x_2 + 2 = M$, имеющее много решений.

В любом случае, имея образец с несколькими ФПР, полезно найти такое их разбиение на подмножества размера n , что матрица кратностей переменных, входящих в эти подмножества, будет иметь размерность n .