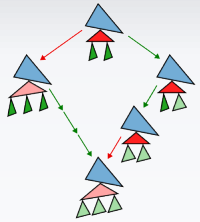
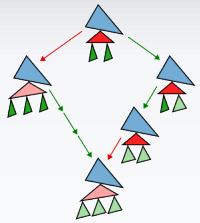


Лабораторная работа 4

Эмпирическая часть: «паническая атака»

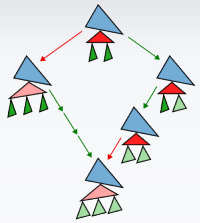
Добиться того, чтобы сообщение о синтаксической ошибке в программе на любом языке программирования, использованном вами при выполнении лабораторных работ по ТФЯ, указывало не на ту строчку, в которой ошибка действительно есть. Описать в отчёте свои предположения, почему так произошло.



Лабораторная работа 4

Практическая часть: автолекс (чётный вариант)

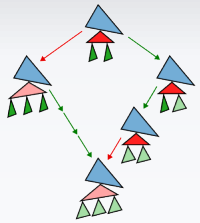
1. Найти в данной грамматике все заведомо регулярные нетерминалы.
2. Все терминалы в правых частях правил, определяющих прочие нетерминалы, обернуть в охранные нетерминалы и также объявить регулярными (с конечным языком).
3. Для каждого регулярного нетерминала T найти PRECEDE(T) и FOLLOW(T). Если ни один терминал из множества PRECEDE(T)$\cup$FOLLOW(T) не входит в язык нетерминала T, объявить нетерминал T токеном, иначе объявить о конфликте языков.
4. Для каждого токена породить регулярное выражение, которое его распознаёт.



Лабораторная работа 4

Практическая часть: LR(0)-подгонка методом Микунаса–Ланкастера–Шнейдера (нечётный вариант)

1. Устранить в грамматике ε-правила.
2. Сгенерировать автомат LR(0)-переходов.
3. Если обнаружился shift–reduce или reduce–reduce конфликт в правилах $A_1 \to \gamma$, $A_2 \to \delta$, тогда во всех возможных правилах переписывания, содержащих A_1 и A_2 в правых частях, произвести для A_1 и A_2 присоединение правого контекста. Вернуться к пункту 2.
4. Если в предыдущем пункте в некотором правиле не удалось сделать присоединение правого контекста к A_1 либо A_2, тогда произвести в нём уточнение правого контекста. Затем перейти к пункту 1.
5. Если автомат LR(0)-переходов не содержит конфликтов, либо уточнение правого контекста происходило более, чем N раз, сообщить об успехе / неудаче подгонки и вывести полученную грамматику.



Синтаксис входных данных

Чёрным обозначены элементы метаязыка, красным — элементы языка входных данных. Чтение данных осуществляется из файла. Расстановка пробелов произвольна, могут встречаться табуляции, новая строка может начинаться с \n или с \r\n. Начальный нетерминал — [S] (что существенно только для нечётного варианта, у чётного может его не быть).

У нечётного варианта первой строкой (перед грамматикой) во входном потоке должна стоять директива $EXTRACTIONS = N, где N — положительное число.

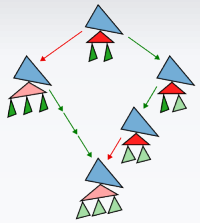
Синтаксис входных данных CFG:

⟨grammar⟩ ::= ⟨rule⟩$^+$

⟨rule⟩ ::= ⟨nterm⟩::=⟨term⟩$^+$

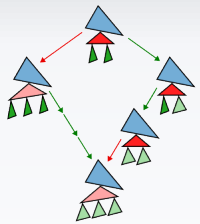
⟨term⟩ ::= ⟨nterm⟩|[a–z]|[0–9]|_|*|+|=|(|)|$|;|:

⟨nterm⟩ ::= [[A–z]$^+$]



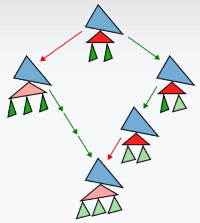
Множества LAST и PRECEDE

Язык таких множеств — язык терминалов плюс (в случае PRECEDE) специальный символ ˆ начала строки. Определения и алгоритмы для нахождения LAST(A) и PRECEDE(A) полностью аналогичны таковым для FIRST_1 и FOLLOW_1, с той разницей, что ищется последний, а не первый, порождающийся A терминал, и возможные предшествующие A (а не следующие за A) терминалы языка.



Поиск заведомо регулярных нетерминалов

- Стоит учесть, что теперь в грамматике могут быть цепные правила (вида $A \to B$). Однако синтаксис грамматики гарантирует, что ε-правил в ней нет.
- Кроме подмножества регулярных нетерминалов, описываемых праволинейными правилами, могут появиться ещё подмножества, описываемые леволинейными правилами. Чтобы преобразовать их в регулярные выражения по л.р. номер 2, придётся переделать в праволинейную форму.

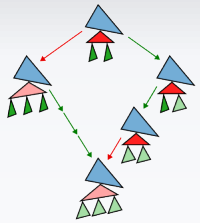


Присоединение правого контекста

- Пусть нужно присоединить правые контексты к нетерминалу A. Для всех правил вида $\mathrm{C} \to \gamma_1 \mathrm{A t} \gamma_2$, где t — терминал, порождаем нетерминал $[\mathrm{At}]$ и заменяем им часть At данного правила.

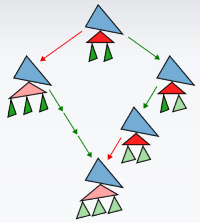
- Для всех правил вида $\mathrm{A} \to \delta$ добавляем правило $[\mathrm{At}] \to \delta \mathrm{t}$.

- Данное преобразование не может быть применено к правилу вида $\mathrm{C} \to \gamma_1 \mathrm{AB} \gamma_2$. Поэтому, если нужно присоединять контекст в таком правиле, необходимо воспользоваться алгоритмом уточнения правого контекста.



Уточнение правого контекста

- Пусть нужно уточнить правый контекст у A по правилу $C \to \gamma_1 A B \gamma_2$. По условию, ε-правил нет. Поэтому FIRST(B) не содержит ε.
- Для каждого элемента $c \in$FIRST(B) строим нетерминал $[c/B]$ и правило $C \to \gamma_1 A c [c/B] \gamma_2$.
- Для всех правил вида $B \to c\delta$ строим правила вида $[c/B] \to \delta$.
- Для всех правил вида $B \to D\delta$ таких, что $c \in$FIRST(D), строим правила вида $[c/B] \to [c/D]\delta$. Рекурсивно замыкаем процедуру (до неподвижной точки).
- В полученной грамматике могут появиться ε-правила (кодировку для ε можно выбрать произвольно). Поэтому их придётся в дальнейшем устранить.



Доп. баллы +2

- Чётные — случаи, когда язык нетерминала получается итеративным приписыванием леволинейного регулярного языка к праволинейному и наоборот, также должны обрабатываться как регулярные. Например, в следующей грамматике: $[\mathrm{S}] \to [\mathrm{A}]$, $[\mathrm{A}] \to [\mathrm{B}]$, $[\mathrm{A}] \to \mathfrak{a}[\mathrm{A}]$, $[\mathrm{B}] \to [\mathrm{B}]\mathfrak{b}$, $[\mathrm{B}] \to \mathfrak{d}$ нетерминал $[\mathrm{S}]$ должен также распознаваться как регулярный.
- Нечётные — правый контекст можно доставать из FOLLOW(A). Т.е. если нужно уточнить контекст A по правилу $\mathrm{C} \to \Phi\mathrm{A}$, тогда ищем все правила $\mathrm{C}' \to \Psi_1\mathrm{C}\Psi_2$, которые порождают C, получаем правила $\mathrm{C}' \to \Psi_1\Phi\mathrm{A}\Psi_2$ и действуем с ними так же, как при обычном уточнении правого контекста.