Московский государственный университет имени М.В. Ломоносова
Факультет вычислительной математики и кибернетики

Формальные языки и автоматы
Методичка для сдающих и пересдающих

Может, зайдет кому-нибудь

Оглавление

Предисловие

Однажды я сдавал формалки. Не самый приятный опыт в моей жизни. Когда я ждал результатов, я сказал, что если не сдам, напишу методичку по этому чудесному предмету.

Как несложно догадаться, я тогда не сдал.

По формалкам уже есть отличное руководство в виде решений задач от Тани (не знаю, кто это, но если бы ее не было, статистика сдаваемости была бы гораздо хуже, я уверен, Таня, спасибо, что ты есть), и казалось бы - зачем я это делаю?
Ну во-первых, я сказал, что напишу.
Во-вторых, это довольно знатный способ подготовки к пересдаче, который потенциально поможет каким-нибудь людям после меня.
В-третьих, наверное, есть смысл восполнить пробел в нормальном "печатном"пособии по формальным языкам. Ахо Ульмана я не читал (а он, может быть, и норм), но "Теорию Построения Компляторов" читать совершенно невозможно.

В этой методичке я в меру своих возможностей постараюсь не только подробно расписать решения различных задач (это уже есть у Тани), но и более-менее человеческим языком расписать, как применяемые алгоритмы работают (потому что выучить алгоритм, если есть примерное понимание работы, гораздо проще)

За кривой русский язык извиняйте - я ЕГЭ сдал на 30 баллов.

Глава 1

Немного теормина

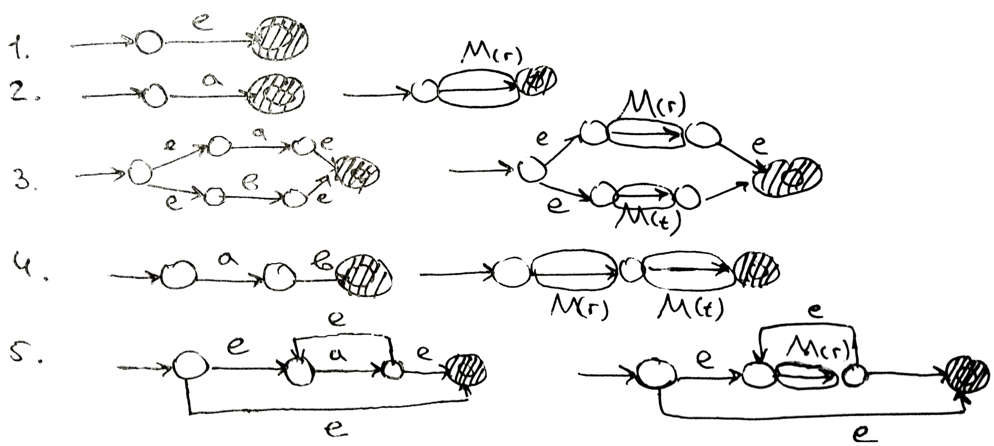
Недетерменированный конечный автомат - НКА

Глава 2

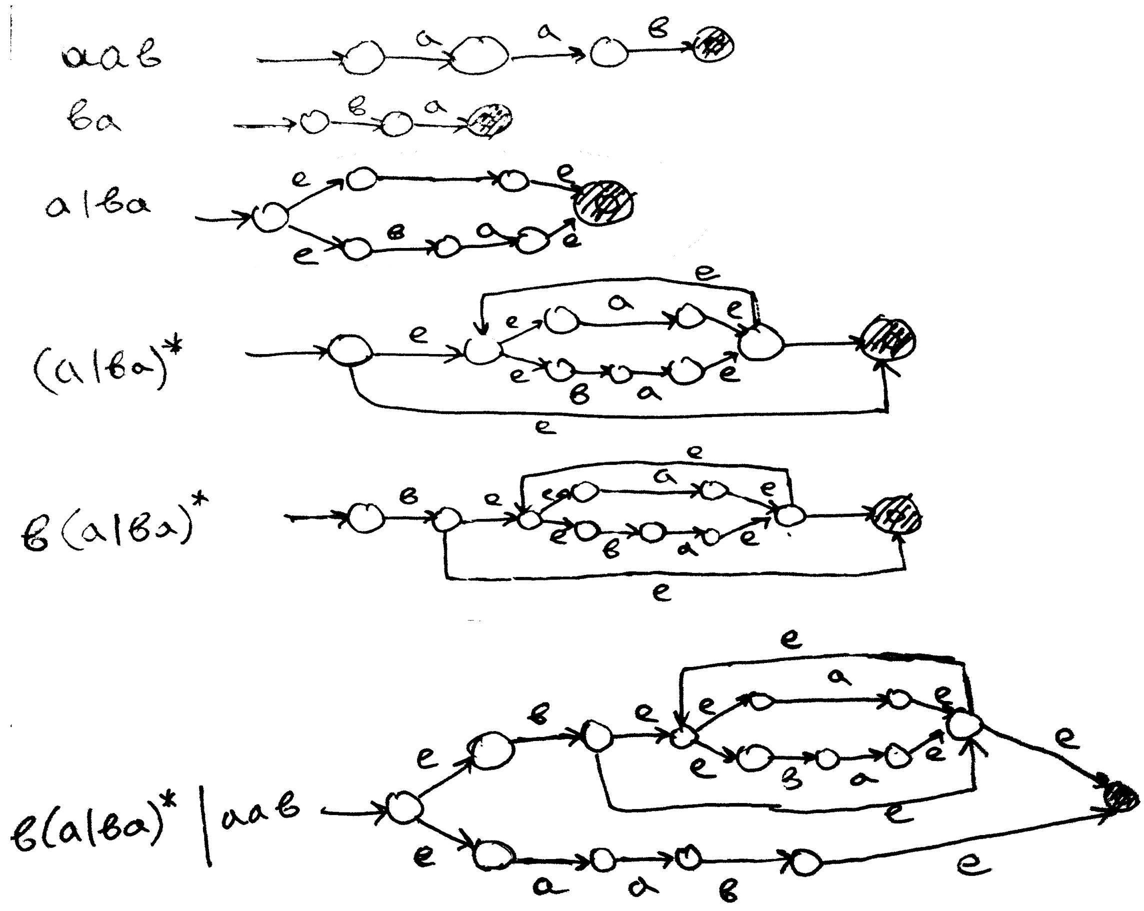
НКА по РВ

2.1 Алгоритм

Построение НКА по РВ делается по определенным правилам
Каждое РВ можно разбить на подвыражения, а для простейших подвыражений автомат строится довольно просто
На рисунке далее
1. Е-переход
2. Переход по символу a
3. Переход по $a|b$ (a или b)
4. Переход по ab (сначала a, потом b)
5. Переход по $a*$ (сколько угодно символов a, в т.ч. 0)
Справа от простейших НКА нарисованы общие НКА, когда переход совершается по некоторому РВ, где r - РВ, а $M(r)$ - НКА, построенный по нему.



На рисунке изображено построение НКА для РВ $b(a|ba)*|aab$



2.2 Почему это работает

Правильность таких построений довольно очевидна, но если не верится, можно походить по полученным НКА по дугам и убедиться, что ничего кроме того, что описано в РВ, по ним составить нельзя.

Глава 3

ДКА по НКА

Глядя на НКА, полученные по РВ может показаться, что там слишком много лишних е-переходов, и они бесят. Также НКА это вам не ДКА: есть неопределенности которые бесят (хотя процесс детерминирования бесит больше). В любом случае существует алгоритм, позволяющий из большого, но красивого НКА получить маленький и очень некрасивый ДКА.

3.1 Алгоритм

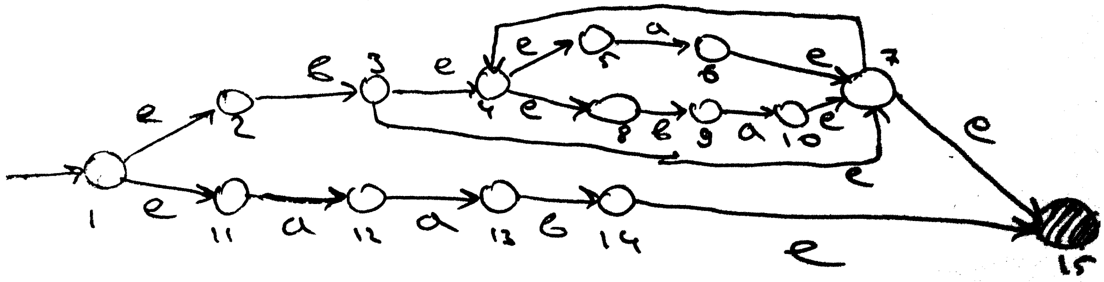
Введем некоторые обозначения:

1. $e\text{-}closure(R)$ (эпсилон-замыкание состояния R) - множество состояний, в которые можно попасть из состояния R по символу e. Стоит отметить, что "скачков"может быть больше одного, то есть, если в состояние Q можно попасть из P по e, а из Q можно по e попасть в R, то $R \in e\text{-}closure(Q)$. На языке умных людей это называется транзитивностью, но я тут не сложными словами щеголять пришел.

2. $move(R, a)$ (достижимые из R по a) - множество состояний, в которые можно попасть из состояния R по символу a. (тут скачок должен быть только один)

В качестве примера рассмотрим уродца из предыдущей главы:
$b(a|ba) * |aab$

1. Для начала все состояния надо пронумеровать



Далее мы начинаем описывать новый автомат с новыми состояниями - тут уже традиционно используют заглавные латинские буквы. Каждое новое состояние описывается множеством старых состояний из первого автомата.

2. В качестве начального состояния нового ДКА берут $A = \textit{e-closure}(1)$, в нашем случае это $A = \{1, 2, 11\}$.

3. Далее формируются следующие правила переходов:
$D(A, a) = move(A, a) + \textit{e-closure}(move(A, a))$
$D(A, b) = move(A, b) + \textit{e-closure}(move(A, b))$
И т.д.

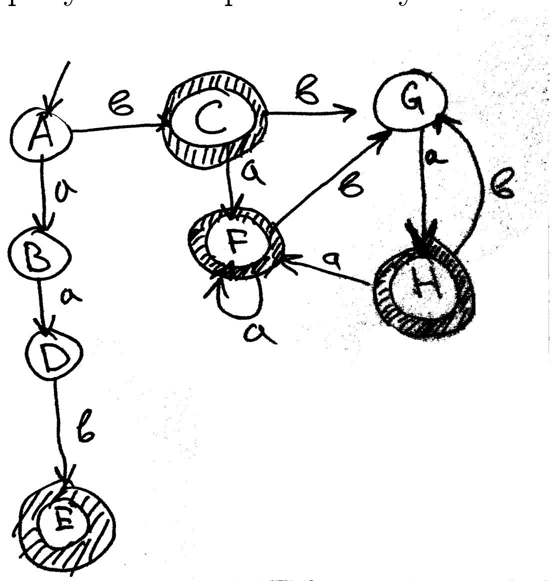
Пусть вышло так, что есть состояние Q, из которого по символу b мы переходим в состояние, описываемое множеством $\{1, 2, 3, 4, 6, 8, 12, 23\}$. При этом, если у такого множества уже есть имя, например W, то это попросту значит, что $D(Q, b) = W$. Если такого множества раньше не встречалось, то оно добавляется в таблицу состояний нового ДКА.
Звучит сложно и скучно, поэтому лучше посмотреть на живой пример.
$A = \{1, 2, 11\}$;
$move(A, a) = move(1, a) + move(2, a) + move(11, a)$;
$move(A, a) = \{\} + \{\} + \{12\} = \{12\}$;
$\textit{e-closure}(move(A, a)) = \{\}$;
$D(A, a) = move(A, a) + \textit{e-closure}(move(A, a)) = \{12\} + \{\} = \{12\}$;
Состояния $\{12\}$ у нас еще не было, поэтому добавим его в таблицу состояний и назовем его B.
Проделаем аналогичные выкладки для символа b.
$move(A, b) = move(1, b) + move(2, b) + move(11, b)$;
$move(A, b) = \{\} + \{3\} + \{\} = \{3\}$;
$\textit{e-closure}(move(A, b)) = \{4, 5, 7, 8, 15\}$;
$D(A, b) = move(A, b) + \textit{e-closure}(move(A, b)) = \{3\} + \{4, 5, 7, 8, 15\} = \{3, 4, 5, 7, 8, 15\}$;
Состояния $\{3, 4, 5, 7, 8, 15\}$ у нас тоже еще не было, поэтому запишем его в таблицу состояний ДКА.
Подобные вычисления надо проводить для каждого символа в алфавите, для каждого

нового состояния в таблице до тех пор, пока все старые состояния не будут описаны. С виду может показать, что это очень много писанины, но на деле все эти преобразования делаются в уме и единственное, что нужно реально выписывать, это таблицу состояний.
Привожу финальную таблицу переходов для НКА из предыдущей главы.

	a	b
$A\{1,2,11\}$	B	C
$B\{12\}$	D	x
$*C\{3,4,5,7,8,15\}$	F	G
$D\{13\}$	x	E
$*E\{14,15\}$	x	x
$*F\{4,5,6,7,8,15\}$	F	G
$G\{9\}$	H	x
$*H\{4,5,7,8,10,15\}$	F	G

Внимательный читатель заметит, что некоторые состояния отмечены звездочками и спросит, что это. Отвечаю: звездочками помечены конечные состояния. И это следующее правило алгоритма построения:

4. Конечными состояниями нового ДКА помечаются такие состояния, которые содержат в себе конечное состояние старого НКА.
В данном случае старым конечным состоянием является 15, поэтому все состояния, имеющие в себе 15 становятся конечными.
На рисунке изображен полученный ДКА.



3.2 Почему это работает

Работа алгоритма строится на двух мыслях:
1. Если из одного состояния по e можно перейти в несколько других, то зачем нам эти другие состояния, если по сути состояние одно, просто разбитое на несколько частей? (незачем)
Грубо говоря, мы стягиваем за e-дуги много состояний в одно, как за веревки.
2. Если после стягиваний состояний, две дуги, раньше шедшие в два разных состояния, теперь идут в одно стянутое, то действительно ли между этими дугами есть разница? (нет)

Глава 4

ДКА по РВ

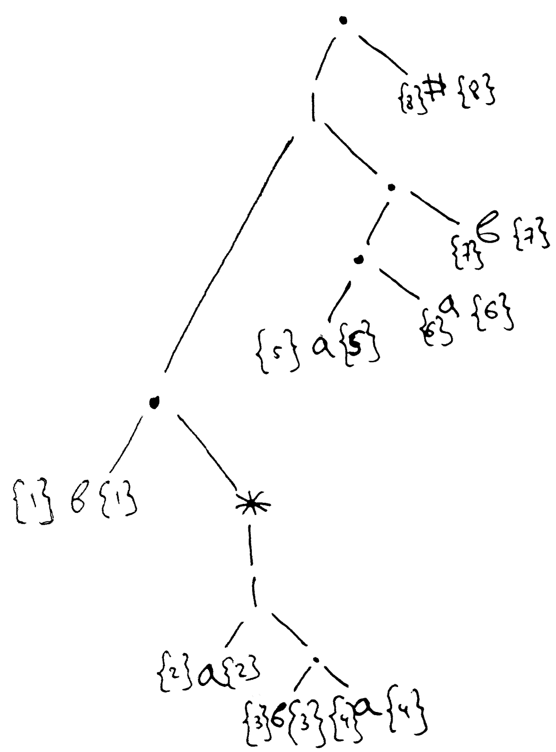
Допустим, что у нас есть РВ, которое необходимо преобразовать в ДКА. И казалось бы, уже есть целых 2 алгоритма, с помощью которых это можно сделать: сначала строим НКА, потом по нему же ДКА. Но есть более быстрый алгоритм прямого перевода.

4.1 Алгоритм

Для начала возьмем все то же РВ из первой главы $b(a|ba) * |aab$
1. Строим расширение РВ: просто дописываем в конце символ конца, как бы странно это не звучало. Получаем $(b(a|ba) * |aab)\#$

2. Нумеруем все буквы в нашем РВ (в том числе и символ конца)
$(b(a|ba) * |aab)\#$
 1 2 34 567 8

3. Строим дерево РВ (обязательно помним про приоритеты операций)
Также на рисунке по бокам от каждого символа стоит его номер в РВ, чуть позже будет понятно, зачем.



4. Теперь пошла жара: надо определить кучу разных множеств для поддеревьев:

$nullable(s)$ - обнуляемость: может ли поддерево s породить пустую цепочку
Тут несколько вариантов:

s - лист дерева: $nullable(s) = false$

$s = p*$, где p - некоторое поддерево: $nullable(s) = true$

$s = p \mid q$: $nullable(s) = nullable(p)\ or\ nullable(q)$

$s = p \bullet q$: $nullable(s) = nullable(p)\ and\ nullable(q)$

$firstpos(s)$ - первый символ: множество символов, которые могут идти первыми в цепочке, порожденной поддеревом s

s - лист дерева: $firstpos(s) = \{s\}$

$s = p*$: $firstpos(s) = firstpos(p)$

$s = p \mid q$: $firstpos(s) = firstpos(p) \cup firstpos(q)$

$s = p \bullet q$: если $nullable(p)$, то $firstpos(s) = firstpos(p) \cup firstpos(q)$, иначе $firstpos(s) = firstpos(p)$

$lastpos(s)$ - последний символ: множество символов, на которые может заканчиваться цепочка, порожденная поддеревом s

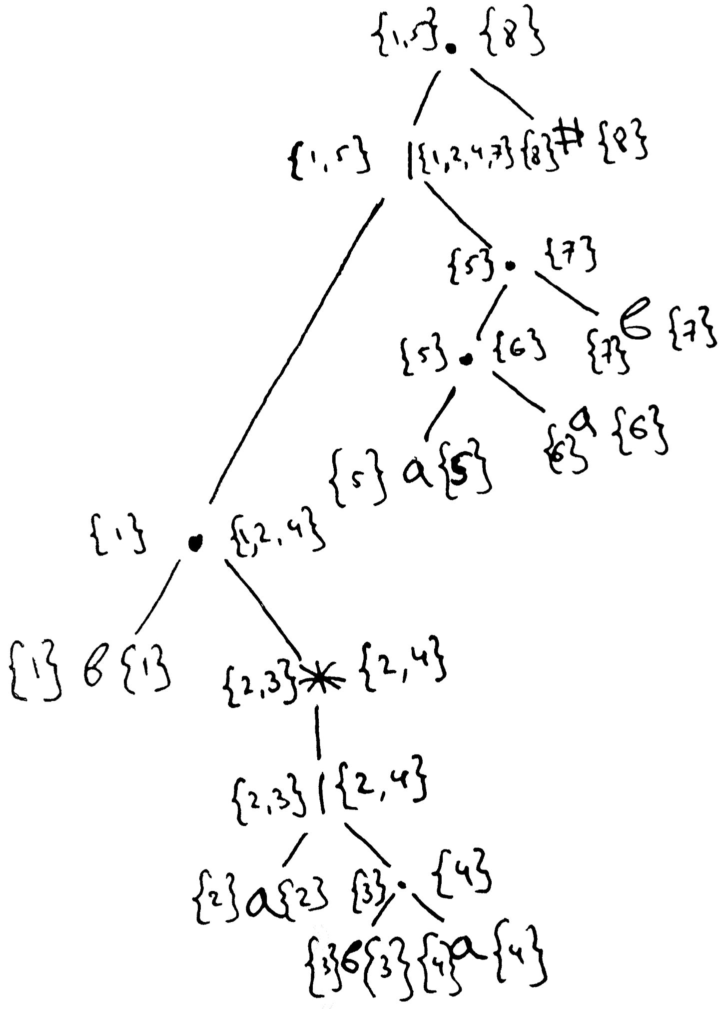
s - лист дерева: $lastpos(s) = \{s\}$

$s = p*$: $lastpos(s) = lastpos(p)$

$s = p \mid q$: $lastpos(s) = lastpos(p) \cup lastpos(q)$

$s = pq$: если $nullable(q)$, то $lastpos(s) = lastpos(p) \cup lastpos(q)$, иначе $lastpos(s) = lastpos(q)$

На самом деле все это страшно скучная херня и по большей части решается с помощью метода пристального взгляда и более-менее здравого смысла.
Теперь можно пояснить и за странные пометки в предыдущем рисунке: слева стояли $firstpos(s)$, а справа - $lastpos(s)$
Сейчас прошлый рисунок будет дополнен аналогичными множествами, но уже не только для листьев.



5. Жара продолжается: теперь надо вычислить $followpos(s)$ - множество символов, которые могут идти прямо после цепочки, порожденной поддеревом s.
Здесь строгие алгоритмы выглядят еще скучнее, чем для прошлых множеств, но метод пристального взгляда по-прежнему здесь справляется довольно неплохо (хотя иногда и допускает ошибки: мой вот пристальный взгляд в свое время накосячил, а теперь я пишу эту методичку).

Но в любом случае, вот алгоритм:

Для $p \bullet q$: для каждого $i \in lastpos(p)$ добавить $firstpos(q)$ в $followpos(i)$

Для $p*$: для каждой позиции $i \in lastpos(p)$ добавить $firstpos(p)$ в $followpos(i)$

Вот над вторым правилом очень советую отдельно повтыкать, поразмышлять и полностью осознать, как оно получается из метода пристального взгляда: тогда вы, наверное, не накосячите так, как однажды это сделал я.

Для нашего дерева получается такая таблица:

$symbol$	$followpos(symbol)$
1	$\{2,3,8\}$
2	$\{2,3,8\}$
3	$\{4\}$
4	$\{2,3,8\}$
5	$\{6\}$
6	$\{7\}$
7	$\{8\}$
8	$\{\}$

6. Строим таблицу переходов. Состояния здесь описываются множествами, как и в прошлой главе. За начальное состояние A берется множество $firstpos$(корень дерева). Дальше правила переходов описываются следующим образом:

$$D(Q,s) = \bigcup_{i=Q\cap s} followpos(i)$$

Сложная формула, за которой хрен пойми какая логика стоит, поэтому рассмотрим на живом примере:

В данном случае наше стартовое состояние $A = \{1,5\}$.

Символ $a = \{2,4,5,6\}$(множество цифр, которые в пронумерованном РВ стоят под символом a)

Пересекая множества a иA получим $\{5\}$. $followpos(5)$ смотрим по таблице - $\{6\}$. Такого множества в качестве состояния у нас еще не было, поэтому назовем его $B = \{6\}$. Таким образом получается, что $D(A,a) = B$.

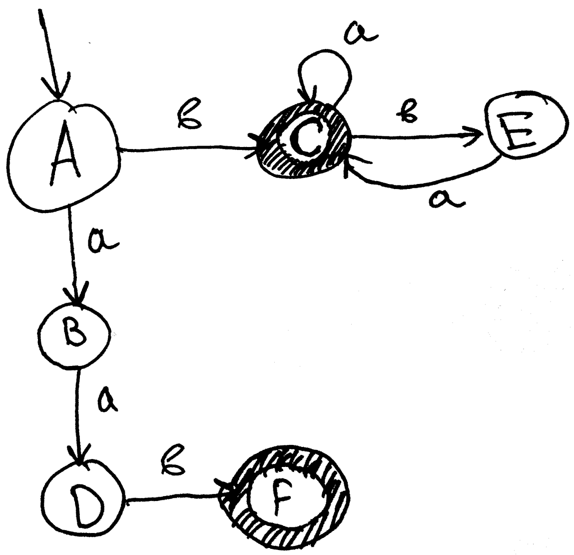
Абсолютно аналогично поступаем со всеми символами алфавита и всеми неописанными множествами. Со временем новые состояния перестанут поступать, а мы получим законченную таблицу.

Конечным состоянием объявляется то, которое в своем множестве содержит номер символа конца.

Для нашего $b(a|ba)*|aab$ получается следующая таблица:

	$a\{2,4,5,6\}$	$b\{1,3,7\}$
$A\{1,5\}$	B	C
$B\{6\}$	D	x
$*C\{2,3,8\}$	C	E
$D\{7\}$	x	F
$E\{4\}$	C	x
$*F\{8\}$	x	x

Осталось всего ничего: построить сам ДКА по таблице



4.2 Почему это работает

По сути каждое состояние описано множеством тех номеров букв, которые могут нас из этого состояния вывести. Действительно, если внимательно посмотреть на наше РВ,

$(b(a|ba)*|aab)\#$

1 2 34 567 8

можно заметить, что выйти из начального состояния мы можем только по буквам $b1$ и $a5$. При этом те же буквы, но с другими номерами нам не подойдут. $followspos$-ы здесь тоже появляются вполне по делу: через них очень удобно описываются те номера букв, которые выводят нас из состояния, в котором мы оказались. Ведь если мы уже прошли вперед по символу $b1$, то дальше в цепочке, удовлетворящей РВ, мы по определению сможем встретить только символ из $followpos(b1)$.

Из всех этих номеров можно построить очень простой, но здоровый автомат разбора, где алфавит нетерминалов будет состоять из чисел, которыми нумеруются буквы в исходном РВ. Просто этот большой автомат потом можно будет сократить, заменив номера, на буквы, которые им соответствуют.

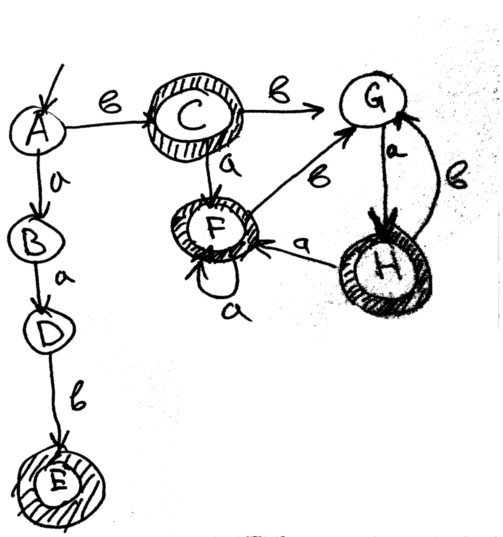
Глава 5

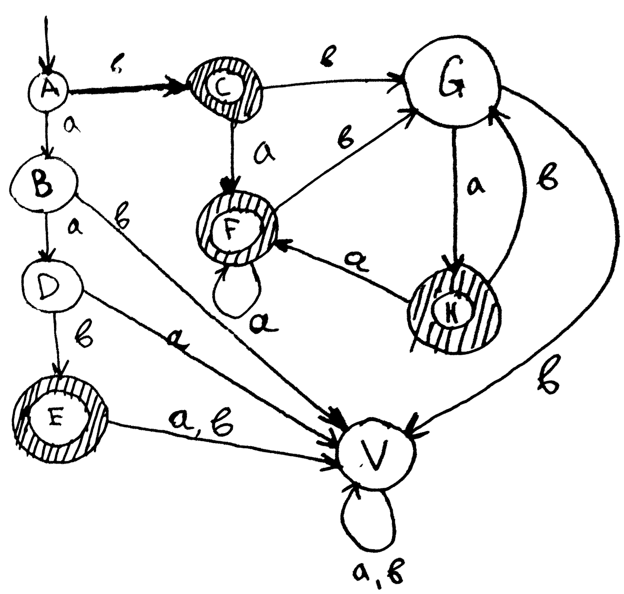
Минимизация ДКА

Внимательный читатель мог задаться вопросом: как же так получилось, что мы взяли одно РВ, и получилось 2 разных ДКА? И почему это второй ДКА получился таким аккуратным?
А все потому, что ДКА из НКА мы не минимизировали.

5.1 Алгоритм

1. Первым делом автомат надо дополнить, то есть, сделать так, чтобы в нем всегда было куда перейти (сделаем так, чтобы не было правил вида $D(Q, s) = \emptyset$)
Если автомат уже полный, то ничего не делаем, в противном случае добавляем новое состояние V (ну или как вы его назовете, я называю V от слова *void*, потому что это удобно), а после этого ведете в него все отсутствующие дуги (и из V в себя же по всем буквам алфавита).
В качестве примера возьмем нашего старого доброго уродца из "НКА по РВ"и дополним его:





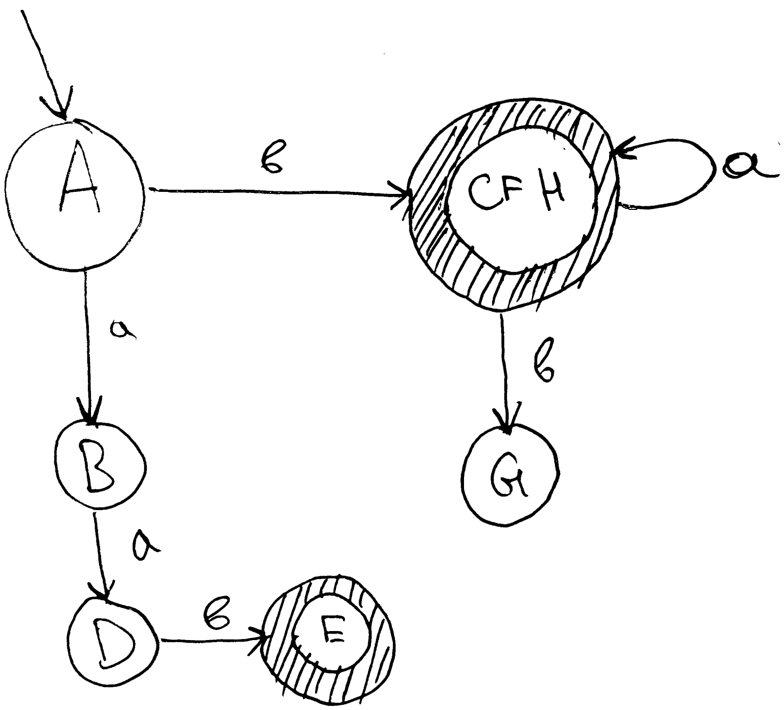
2. Строим разбиение P_0 множеств состояний следующим образом:
$P_0 = \{F\}, \{Q \setminus F\}$, где $\{F\}$ - все конечные состояния, а $\{Q \setminus F\}$ - все остальные. В дальнейшем эти множества я буду называть группами.
А дальше строится разбиение P_1 следующим образом:
Если A и B принадлежает одной группе и по всем нетерминальным символам переходят в одну и ту же группу (не обязательно в свою), то они остаются в одной группе. А если есть два состояния из одной группы, и по какому-то нетерминалу переходит в другую группу, то он уходит в новую группу.
И вот все эти разбиения надо продолжать до тех пор, пока не окажется, что $P_n = P_{n+1}$ (умные люди называют это стабилизацией).

Рассмотрим отдельный пример:
$P_0 = \{S\}, \{A, B, C, D\}$, при этом A, B по символу a переходят в $\{S\}$, а по b - в свою группу. C, D же по a, b переходят в свою группу. И тут можно сначала выделить отдельную группу $\{A\}$, а потом еще одну группу $\{B\}$. На самом деле группа определяется тем, что ее элементы ведут себя одинаково, а в данном случае A и B ведут себя идентично, поэтому правильнее будет выделить их вместе в отдельную группу и получить разбиение $P_1 = \{S\}, \{A, B\}, \{C, D\}$. Если вдруг выяснится, что A и B на самом деле ведут себя по-разному, то на следующих итерациях, они будут разведены по разным группам, но пока что они должны быть в одной группе. За такими удалениями разных элементов в одну группу надо внимательно следить, иначе можно получить ошибочный ответ.

А теперь мы построим разбиения на группы для нашего дополненного автомата:
При этом у каждой группы я буду ставить ее порядковый номер, а возле состояний в группе буду ставить "вектор переходов в группы". Поясню за сложное словосочетание "вектор переходов в группы": A_{03} означает, что по a мы переходим из A в группу-0, а по b - в группу-3. Так сразу становится понятно, кого надо разнести по разным группам, а кого надо оставить в одной.

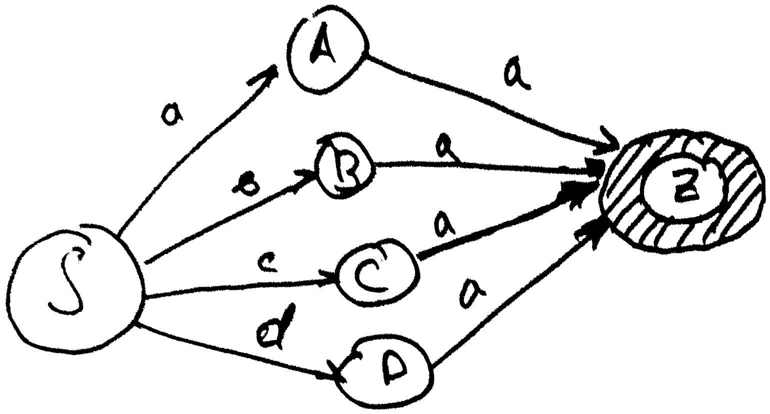
$P_0 = \{C_{01}, E_{11}, F_{01}, H_{01}\}_0, \{A, B, D, G, V\}_1$
$P_1 = \{C, F, H\}_0, \{E\}_1, \{A_{20}, B_{22}, D_{21}, G_{02}, V_{22}\}_2$
$P_2 = \{C, F, H\}_0, \{E\}_1, \{A\}_2, \{B_{43}, V_{33}\}_3, \{D\}_4, \{G\}_5$
$P_3 = \{C_{05}, F_{05}, H_{05}\}_0, \{E_{66}\}_1, \{A_{30}\}_2, \{B_{46}\}_3, \{D_{61}\}_4, \{G_{06}\}_5, \{V_{66}\}_6$
$P_4 = P_3$: закончили

Внимательный читатель может подумать, что я охерел и не всегда выставлял "вектор переходов в группы" у состояний. Это все банально потому, что мне очень лень. Не обязательно на одной итерации разносить по разным группам ВСЕ, что только можно. Если в одной группе есть два состояния, которые надо разнести по группам, то рано или поздно мы все равно до них доберемся и разнесем. А разнося состояния потихоньку, ниже шанс ошибки (наверное).
Осталось всего ничего: построить автомат, взяв в качестве состояний группы, и удалив бесполодные и недостижимые состояния (те, из которых нет пути в какое-нибудь итоговое состояние и те, в которые нет входящих стрелок), это вполне успешно делается методом пристального взгляда. Бесплодным состоянием как минимум является состояния, содержащее наше новое состояние V.



5.2 Почему это работает

На мой взгляд сам алгоритм говорит сам за себя, но чуть громче он будет говорить на фоне вот такого автомата:



Глава 6

Отрицание, пересечение и объединение автоматов

Отрицание автомата AVT - такой автомат $\overline{AVT}$, который успешно обрабатывает любую цепочку, которую не обрабатывает AVT.

Пересечение автоматов $AVT1$ и $AVT2$ - такой автомат $AVT3$, который успешно обрабатывает любую цепочку, которую успешно обрабатывает и $AVT1$, и $AVT2$.

Объединение автоматов $AVT1$ и $AVT2$ - такой автомат $AVT3$, который успешно обрабатывает любую цепочку, которую успешно обрабатывает хотя бы один из $AVT1$, $AVT2$.

Любопытный читатель может спросить: а на кой это вообще все надо?
Ну во-первых, такое задание могут дать на экзамене.
А во-вторых, такое задание могут дать на экзамене в скрытой форме: вас могут попросить построить автомат, который принимает слова данной грамматики, но только четной длины.
Тогда можно построить 2 автомата: первый принимает слова данной грамматики, а второй - слова четной длины. После этого их можно пересечь и радоваться жизни.

6.1 Алгоритм

Все алгоритмы требуют, чтобы автоматы были полные. Поэтому если надо, дополняем их.

6.2 Отрицание

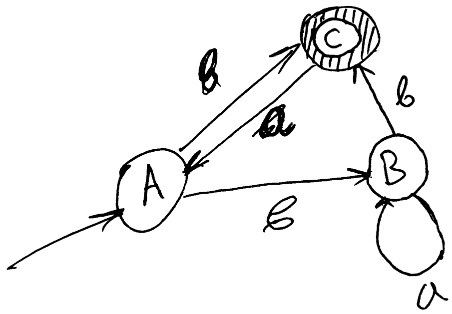
Тут все предельно просто - взяли полный автомат, в нем все состояния, которые не были конечными, сделали конечными. А все состояния, которые были конечными, сделали неконечными.

...

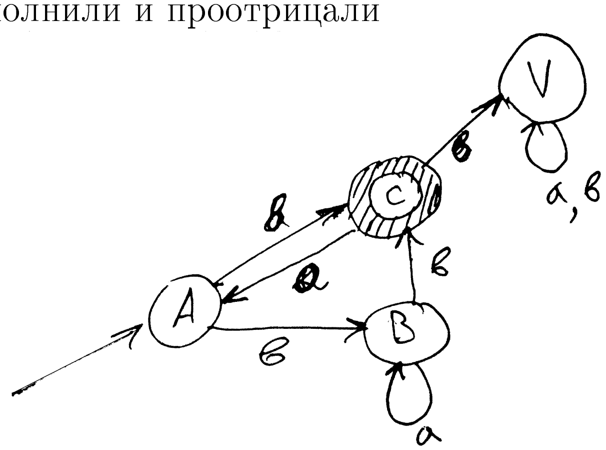
Ну вот в принципе и все.

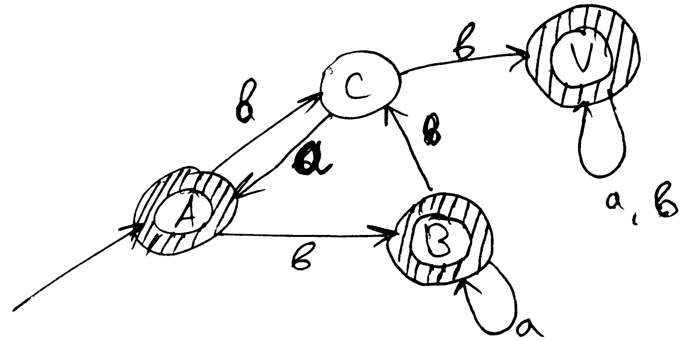
Вот живой пример:

Взяли автомат



Дополнили и проотрицали



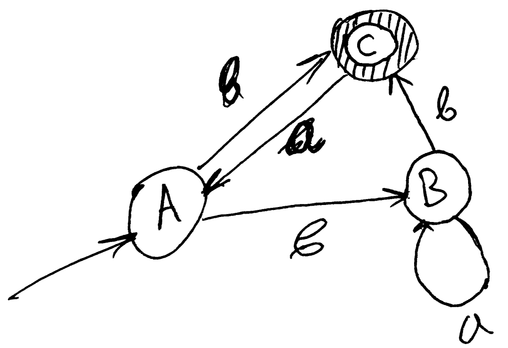


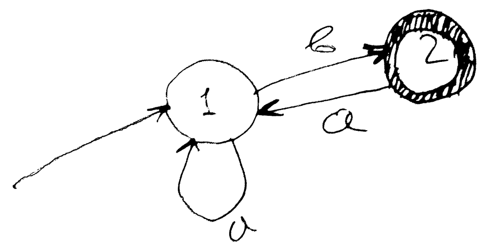
6.3 Почему это работает

Очевидно, что если цепочка принадлежит исходному языку, то автомат остановится в своем конечном состоянии. А если цепочка не принадлежит - в любом другом состоянии. Поэтому мы просто берем и меняем местами конечные и неконечные состояния. При этом полнота автомата необходима - ведь иначе мы потеряем часть слов, которые изначально не принадлежали старому языку, но принадлежат новому.

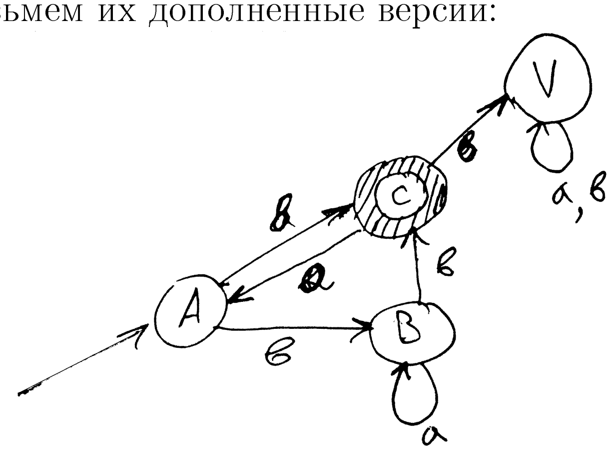
6.4 Пересечени и объединение

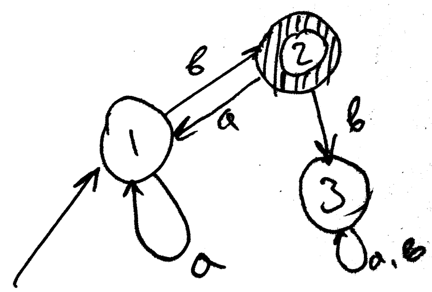
Здесь мы возьмем 2 следующих автомата:





Возьмем их дополненные версии:



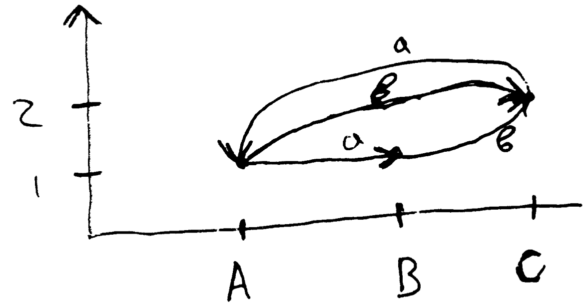


Теперь все будет немножко сложнее. Для начала нужно построить прямое произведение двух автоматов.

Можно было бы привести "очень математическое"определение прямого произведения, но оно хоть и очень точное, но вообще не выразительное, поэтому будем объяснять на словах.

Прямое произведение автоматов очень понятно смотрится на фоне перемещения в двухмерном пространстве (ну или в n-мерном, если мы пересекаем n автоматов, но тут я могу понадеяться, что моему бедному читателю никогда не придется делать произведение больше 2х автоматов).
Очень удобно представлять, что первый автомат символизирует собой перемещение по оси OX, а второй - по OY. Начальное состояние - точка $(A, 1)$. По символу b по OX мы переходим в точку C, а по OY - в 2. В итоге мы находимся в точке $(C, 2)$. По символу a по OX мы переходим обратно в A, а по OY - обратно в 1. Дальше, допустим, нам прилетает символ a. По OX мы переносимся в точку B, а по OY остаемся в 1. А потом нам, например, прилетает символ и по OX мы переносимся в C, а по OY - в 2.

На рисунке изображены символические перемещения в двухмерном пространстве.



Внимательный читатель мог заметить, что все эти перемещения напрямую связаны с автоматами, которые мы обрабатываем. По сути мы пытаемся усидеть на двух стульях, перемещаясь одновременно по двум автоматам.
И тут приходит в голову мысль: зачем нам постоянно помнить, что в первом автомате мы находимся в состоянии S, а во втором - в состоянии Q, если можно просто сделать вид, что автомат на самом деле один, а мы находимся в состоянии SQ. Если в первом автомате мы по символу a переходим в состояние P, а во втором - в состояние R, то мы просто вспоминаем, что автомат на самом деле один, а мы просто из SQ по a переходим в PR.
Давайте же построим произведение наших полных автоматов:
Это куда удобнее делать с помощью таблицы. Для начала нужно сделать таблицу для исходных автоматов:

	a	b
A	B	C
B	B	C
$*C$	A	V
V	V	V

	a	b
1	1	2
$*2$	1	3
3	3	3

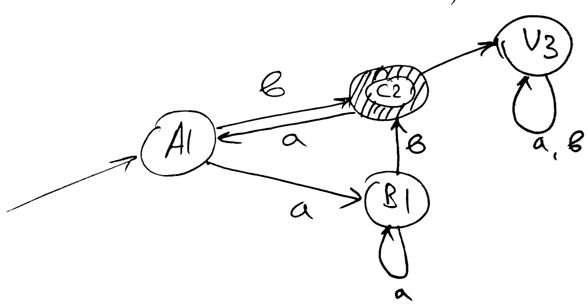
А теперь строим таблицу произведения (это очень скучно):

	a	b
$A1$	$B1$	$C2$
$B1$	$B1$	$C2$
$C1$	$A1$	$V2$
$V1$	$V1$	$V2$
$A2$	$B1$	$C3$
$B2$	$B1$	$C3$
$C2$	$A1$	$V3$
$V2$	$V1$	$V3$
$A3$	$B3$	$C3$
$B3$	$B3$	$C3$
$C3$	$A3$	$V3$
$V3$	$V3$	$V3$

Это ВСЕ возможные сочетания состояний из первого и второго автомата. Но внимательный читатель мог заметить, что по факту нужны далеко не все (в силу того, что больше половины из них недостижимы). Действительно, учитывая, что начальное состояние это состояние состоящие из начальных состояний двух старых автоматов, а именно $A1$, достижимы только состояния $A1, B1, C2, V3$.
Поэтому вполне хватит такой таблицы:

	a	b
$A1$	$B1$	$C2$
$B1$	$B1$	$C2$
$C2$	$A1$	$V3$
$V3$	$V3$	$V3$

Остается вопрос: что же взять в качестве множества конечных состояний?
Вот тут уже зависит от задачи: если у нас пересечение, то мы берем состояние, состоящее только из конечных состояний старых автоматов (в данном случае $C2$).
Если же у нас объединение, то мы берем состояния, в составе которых есть хотя бы одно конечное состояние (в данном случае это могли бы быть $A2, B2, C2, V2, C1, C3$, но пример вышел неудачный и из достижимых осталось только $C2$, а подбирать другие автоматы слишком лень).



А получилось так потому, что второй автомат является сокращенной версией первого, но мне все еще слишком лень что-то переделывать.

6.5 Почему это работает

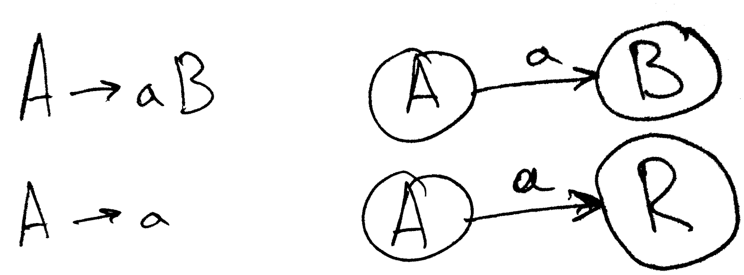
Саму концепцию произведения я вроде расписал через двухмерное пространство. Почему же мы именно так выбираем конечные состояния в случае пересечения и произведения?
Все просто: в случае пересечения нам надо, чтобы оба автомата остановились в своих конечных состояниях (потому что слово должно принадлежать обеим языкам). Соответсвенно, нам нужны состояния, состоящие из конечных состояний автоматов. Абсолютно аналогичная ситуация с объединением: нам нужно, чтобы хотя бы один из исходных автоматов остановился в своем конечном состоянии.

Глава 7

Построение автомата по праволинейной грамматике

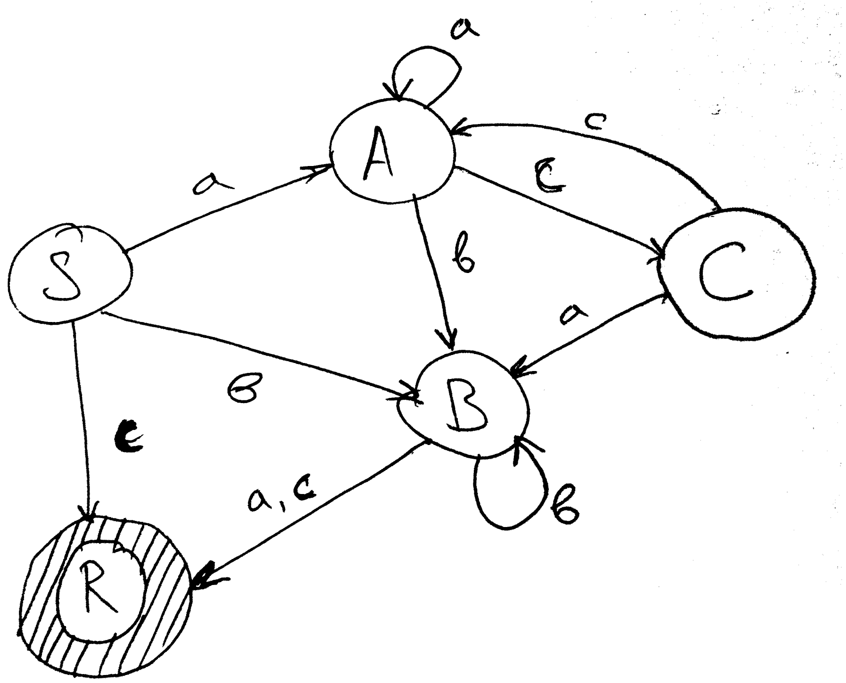
7.1 Алгоритм

S - аксиома грамматики. Значит, начальное состояние у нас S. Множество конечных состояний F описывается так: если есть переход $S \to e$, тогда $F = \{S, R\}$, иначе $F = \{R\}$ (R это просто финальное состояние, такого терминала вообще в грамматике быть не должно)
Переходы строятся по следующим правилам:



Возьмем такую грамматику:
$S \to aA|bB|c$
$A \to aA|bB|cC$
$B \to bB|a|c$
$C \to aB|bC|cA$

Построим автомат по правилам выше:



И что, все?
Ну да, все

7.2 Почему это работает

Праволинейные грамматики очень хороши хотя бы тем, что если раскручивать их, начиная с аксиомы S, мы ни в какой момент времени не сможем иметь больше одного необработанного терминала.
Очень похоже на автомат: там мы тоже всегда находимся в одном состоянии (если автомат один).
При этом правила вида $S \to aA$ говорят как бы следующее: мы разобрались с нетерминалом S, потому что увидели терминал a и все для себя поняли, теперь надо разобраться с терминалом A.
Это уже самый натуральный автомат, где состояние A соответствуте терминалу A, который мы еще не успели раскрутить.

Глава 8

Приведение КС-грамматики

Глава 9

Построение LL(1)-анализатора

Глава 10

Построение LR(1)-анализатора по КС-грамматике