**Белоусов А.И.**

УДК 519.76+372.851

# О методике изложения некоторых разделов теории формальных языков: леммы о разрастании

al\_belous@bk.ru

## Введение

Теория формальных языков (ТФЯ) является в математической подготовке специалиста по программным технологиям одной из важнейших дисциплин. Дисциплина эта достаточно сложная, требующая тщательной методической проработки. К сожалению, в отечественной учебной литературе имеет место заметный дефицит пособий по ТФЯ. В [1] мы пытались восполнить этот дефицит, изложив достаточно подробно теорию регулярных и контекстно-свободных языков. Материал в соответствующих разделах основан на лекциях, долгое время читавшихся автором статьи студентам программистских специальностей.

В предлагаемой статье рассматриваются так называемые *леммы о разрастании* (или, *леммы о накачке*; в англоязычной литературе распространен термин the pumping lemmas). Название «леммы» исторически сложилось, но на самом деле это фундаментальные теоремы, дающие важные и, что существенно, конструктивно проверяемые необходимые условия принадлежности языка к тому или иному классу (регулярных, линейных, контекстно-свободных) языков. Тем самым именно с помощью этих теорем может быть выстроена иерархия классов языков, четкое представление о которой должен иметь любой квалифицированный программист.

Главной особенностью данной статьи является изложение весьма сложного доказательства леммы Огдена о контекстно-свободных языках, частным случаем которой является лемма о разрастании для этого класса языков. Насколько известно, эта лемма не получила отражения в отечественной учебной литературе, тогда как она позволяет анализировать такие языки, которые нельзя проанализировать с помощью леммы о разрастании.

В статье разбираются разные примеры применения леммы Огдена, лемм о разрастании для регулярных и КС-языков, такие, которые обычно не рассматриваются в известных нам руководствах (неравенства чисел вхождений символов, анализ языков, удовлетворяющих леммам, но не принадлежащих соответствующему классу языков). При решении задач полезно иногда прибегать к квазигеометрической иллюстрации, что облегчает понимание сути дела. Эта методика использована и в [1] . В примере на лемму Огдена вводится метод, который может быть назван «методом факториальной накачки» (см. также [2]).

Доказательство леммы Огдена основано на книгах [2] и [3] с устранением некоторых неточностей и восполнением пробелов.

Также дается подробное доказательство леммы о разрастании для линейных языков, обычно помещаемое в число задач для самостоятельного решения. Рассматриваются примеры применения этой леммы.

В последнем разделе мы даем пример доказательства, в котором лемма о разрастании используется для доказательства того, что язык принадлежит определенному классу языков, тогда как обычно эти леммы используются для негативных утверждений о непринадлежности языка тому или иному классу. Набросок такого доказательства можно найти в книге [4].

Излагаемый в статье материал ориентирован преимущественно на студентов-магистров программистских специальностей, а также на прикладных математиков, второго образования в том числе, изучающих дискретную математику и связанные с нею дисциплины (математическую логику, теорию алгоритмов, теорию графов).

## Леммы о разрастании для регулярных и контекстно-свободных языков

В этом разделе мы приводим без доказательства леммы о разрастании для регулярных и контекстно-свободных (КС-) языков вместе с примерами их применения. Доказательства не приводятся, так как они во всех подробностях изложены в [1].

**Теорема 1 (***Лемма о разрастании для регулярных языков***)**. Для любого регулярного языка *L* определена константа *kL* (зависящая от *L*) такая, что всякая цепочка *x* языка *L*, длина которой не меньше *kL*, представима в виде соединения трех цепочек: *x = uvw*, где цепочка *v* не пуста, ее длина не превосходит *kL*, и для любого неотрицательного целого *n* цепочка *uvnw* принадлежит языку *L*.

**Теорема 2** *(Лемма о разрастании для КС-языков)*. Для любого КС-языка *L* определена константа *kL* (зависящая от *L*) такая, что всякая цепочка *z* языка *L*, длина которой больше *kL*, представима в виде соединения пяти цепочек: *z = uxwyv*, где цепочка *w* не пуста, цепочки *x* и *y* одновременно не пусты, длина цепочки *xwy* не превосходит *kL*, и для любого неотрицательного целого *n* цепочка *uxnwy nv* принадлежит языку *L*.

Обсуждая эти леммы, полезно разобрать примеры анализа языков, не являющихся регулярными или контекстно-свободными. Здесь мы рассмотрим такие примеры, которым обычно не уделяется должного внимания, а именно, примеры языков, содержащих слова, в которых числа вхождений букв подчиняются определенным неравенствам.

**Примеры**. 1. Рассмотрим язык *L*1= {*ambn*: *m > n*} в алфавите {*a*, *b*}. Докажем, что он не регулярен.

Анализируя примеры подобного рода, полезно прибегнуть к некоторым наглядным иллюстрациям. Такая методика, принятая и в [1], как показывает опыт, способствует лучшему усвоению материала.

В данном случае можно наглядно представить произвольную (достаточно длинную) цепочку языка и возможные способы расположения в ней «накачиваемой» цепочки v, например, следующим образом (рис. 1):

*m n*

*aa…a…………a bb …………b*

*v* *v* *v*

Рис. 1

Или так (рис. 2):



Рис. 2

Тогда можно в анализируемой цепочке можно говорить о «зонах»: зона символа *a* длины m, зона символа *b* длины *n*. И накачиваемая цепочка может располагаться целиком в зоне символов *a*, или целиком в зоне символов *b*, или, как можно неформально сказать, «на стыке» зон. Формально это выражается так: 1) *v = as*, где 0 *< s < m*; 2) *v = bs*, где

0 < *s < n*; 3) *v = asbt*, где 0 < *s < m*, 0 < *t < n*.

Далее важно показать студентам, что решая задачу, нужно отвергнуть все возможные способы расположения накачиваемой цепочки. Если хотя бы один способ не будет доказательно отвергнут, задача не решена, и вопрос о регулярности или нерегулярности рассматриваемого языка остается открытым.

В данном примере все случаи расположения накачиваемой цепочки *v* легко отвергаются, кроме ее расположения в зоне символов *a*. Тогда ее можно повторять сколько угодно раз, не нарушая структуру слов языка. Но важно учесть, что в лемме о разрастании для регулярных языков допускается и выбрасывание накачиваемой цепочки. Рассмотрим тогда слово языка *L*1 вида *an+*1*bn*. Тогда, если *v = as*, то, поскольку цепочка *v* непуста, *s* > 0, и, выбрасывая ее из исходного слова, получим слово

*An+*1-*sbn* , не принадлежащее языку *L*1. Следовательно, этот язык не регулярен.

1. Язык

.

При анализе этого языка следует использовать алгебраические свойства множества регулярных языков, а именно, замкнутость его относительно операций пересечения и дополнения. Но если «прием пересечения» хорошо методически отработан [1], то реже используют другие свойства, в частности, замкнутость относительно дополнения.

Рассмотрим тогда язык

.

В предположении регулярности языка *L*2 этот язык должен быть регулярным. Но нетрудно видеть, что пересекая дополнение языка *L*2 с регулярным языком *a\*b\**, мы оставим только слова вида *anbn*, но язык, состоящих из всех слов такого вида, как известно, не регулярен.

Рассмотрим еще более трудную задачу на лемму о разрастании для регулярных языков.

1. Определим язык

,

где язык *L*21 определен точно так же, как и язык *L*2, но только числа *n* и *m* должны быть положительными. Пересечем этот язык с регулярным языком *a+b+a+b+* (заметим, что пересечение *L*4 с *a+b+* пусто в силу того, что числа *n* и *m* оба не равны нулю). В пересечении получим язык

,

нерегулярность которого доказывается, как в предыдущей задаче рассмотрением пересечения

.

Нелишне заметить, что если в рассмотренном только что примере допустить нулевые числа *n* и *m*, то можно доказать, используя возможность пропуска одного из символов в каждой паре, что он регулярен и представляется выражением

.

Примеры анализа языков с помощью леммы о разрастании для КС-языков, в которых также фигурируют неравенства, рассмотрены в [1] (пример 8.13).

Но вот возьмем язык

,

в котором числа вхождений всех трех букв попарно различны. Анализ этого языка по лемме о разрастании для КС-языков был бы весьма затруднителен, и требуется более мощный аппарат, которым служит доказываемая ниже лемма Огдена. Этот язык будет проанализирован ниже.

Этот же раздел заключим весьма важным примером, в котором строятся языки, не являющиеся регулярными или контекстно-свободными, но при этом удовлетворяют указанным леммам. Важно обратить внимание студентов на это обстоятельство, подчеркнув еще раз, что леммы о разрастании дают лишь необходимые условия принадлежности языка соответствующему классу языков.

Пример кс-языка, не являющегося регулярным, но удовлетворяющего условию леммы о разрастании для регулярных языков:



Чтобы доказать, что язык удовлетворяет условию леммы о разрастании, необходимо указать выбор константы *kL*, а затем проверить возможность накачки.

Здесь можно положить:

,

если цепочка содержит хотя бы одну букву *b*; для цепочки *a*2*n* можно считать *v = aa*. Это значит, что можно принять *kL*= 2. Т.е., если |*x*|=2, то *x = aa*, а самая короткая цепочка, длины, не меньшей 2, с буквой *b* имеет вид *aba*.

Нерегулярность данного языка доказывается рассмотрением пересечения



уже не удовлетворяющего условию леммы о разрастании.

Рассмотрим теперь язык

.

Докажем, что этот язык, не будучи контекстно-свободным, удовлетворяет лемме о разрастании для КС-языков. Для цепочки этого языка, у которой хотя бы одно из чисел *m* или *p* отлично от нуля, можно положить *x = b, w = a, y = λ*; если же *m = p =* 0, то для любой цепочки *a3n+*1, *n* > 0, можно принять *x = aaa, v = a*, *y = λ*. Тем самым условия леммы о разрастании для КС-языков выполняются для любой цепочки, длина которой больше трех (т.е. константа *kL* может быть приравнена 3). То, что язык *L*2 не является контекстно-свободным, следует из невыполнения условий леммы о разрастании для пересечения *L*7 с регулярным языком *a\*ba\*ba+*.

**Замечание**. Напомним, что лемма о разрастании доказывается в предположении, что порождающая грамматика для КС-языка задана в приведенной форме, причем можно полагать, что аксиомы нет в правых частях правил вывода. Это значит, что цепочка *w* не пуста.

## Лемма Огдена о КС-языках

**Теорема 3** (*Лемма Огдена о КС-языках*). Для всякого КС-языка *L* существует константа *kL* такая, что всякая цепочка *z* языка *L*, содержащая не менее *kL* *выделенных позиций* (т.е. отмеченных вхождений символов терминального алфавита) представима в виде соединения пяти цепочек: *z = uxwyv*, где (1) цепочки *u, x* каждая или *y, v* каждая имеют выделенные позиции, (2) цепочка *w* содержит выделенную позицию, (3) цепочка xwyсодержит не более *kL* выделенных позиций и (4) для всякого неотрицательного целого *n* цепочка *zn = uxnwynv* принадлежит языку *L*.

**Доказательство**. Считаем, что кс-грамматика *G = (V, N, S, P)*, порождающая язык *L*, задана в приведенной форме, и правые части правил вывода не содержат вхождений аксиомы (т.е. правило , если оно существует, используется исключительно для порождения пустой цепочки). Положим

, ,

а константу определим так:

.

При доказательстве нам потребуется понятие максимального поддерева данного дерева. Поддерево с заданной корневой вершиной **T** называется максимальным, если в нем остаются все листья, достижимые из **T** в исходном дереве.

Рассмотрим теперь цепочку *z* языка *L*, содержащую не менее *kL* выделенных позиций. Это значит, что крона дерева вывода (т.е., множество листьев дерева, упорядоченное слева направо) цепочки *z* содержит не менее *kL* отмеченных (выделенных) листьев. В грамматике *G* максимальная степень ветвления любого дерева вывода составляет *l* (такое дерево называется, как известно, *l* -*деревом*), откуда следует, что дерево вывода высотой *h* содержит не более *lh* листьев, или, что равносильно, дерево вывода, крона которого содержит не менее *kL* листьев, имеет высоту, не меньшую log*l kL*, т.е. при указанном определении константы *kL*, высота дерева вывода цепочки *z* будет не меньше 2*m*+3. Это значит, что в таком дереве существует путь из корня в лист, длина которого не меньше 2*m*+3, а число вершин составит по крайней мере (2*m*+3)+1.

Обозначим дерево вывода цепочки *z* буквой *T*. Вершину *v* дерева *T* назовем *ветвящейся*, если среди ее сыновей есть по крайней мере два, из которых достижимы выделенные листья. В противном случае, т.е. когда только один сын вершины  имеет выделенных потомков в кроне дерева *T*, будем называть такую вершину *неветвящейся*.

Построим в дереве *T* путь *v*1, *v*2,…,*vp* следующим образом.

1. Вершина *v*1 есть корень;
2. Если вершина *vi* построена, то при условии, что она неветвящаяся, вершину *vi*+1 определим как того сына вершины *vi*, из которого достижимы отмеченные листья; если же вершина *vi* ветвящаяся, то выберем вершину *vi*+1 как такого сына вершины *vi*, из которого достижимо наибольшее число выделенных листьев.

(Если таких «плодовитых» сыновей несколько, можно условиться выбирать среди них, скажем, самого правого.)

1. Если *vi* лист, то это последняя вершина пути.

Пусть *qi* означает число выделенных листьев, достижимых из вершины *vi* построенного выше пути, а *ri* означает число ветвящихся вершин – подлинных предков вершины *vi*. Докажем, что имеет место неравенство

.

Индукция по *i*: при *i* = 1 вершина *v*1 - корень, *r*1 = 0, и *q*1 ≥ *l*2*m*+3 - очевидно, так как из корня достижимы все листья и, в частности, выделенные. Пусть доказываемое соотношение верно для любого *n* ≤ *i* < *p*. Тогда если вершина *vi* неветвящаяся, то выполняется равенство

,

причем *ri+*1 = *ri*. Если же вершина *vi* ветвящаяся, то наименьшее число выделенных листьев, достижимых из вершины *vi+*1, получается, если из всех сыновей вершины *vi*, «братьев» вершины *vi+*1, наибольшее число которых равно *l*, достижимо одинаковое число выделенных листьев – (1/*l*)-я часть всех выделенных листьев, достижимых из отца – вершины *vi*. Тогда

,

причем *ri+*1 = *ri* + 1.

Логарифмируя неравенство

,

получим:

,

откуда

.

Для листа *vp* имеем *qp* = 1 и *rp* ≥ 2*m* + 3. Это значит, что лист  имеет по меньшей мере 2*m* + 3 подлинных предков, являющихся ветвящимися вершинами, и поэтому *p >* 2*m* + 3. Таким образом, построенный выше путь *v*1, *v*2,…,*vp* имеет длину, не меньшую 2*m* + 3.

Пусть *R* - нетерминал, служащий меткой такой вершины пути *v*1, *v*2,…,*vp* , которая является (2*m*+3)-ей от конца пути ветвящейся вершиной, т.е. если это вершина *vk*, то

*vk*, *vk*+*s*,…,*vp*, *s* ≥ 1 - последние 2*m*+3 ветвящиеся вершины пути *v*1, *v*2,…,*vp* (см. рис. 3).

Ветвящуюся вершину пути *v*1, *v*2,…,*vp* назовем *левой (правой) ветвящейся* вершиной, если ее сын, не принадлежащий указанному пути, имеет достижимый из него выделенный лист левее (правее) листа *vp* .



Рис. 3

Представим число 2*m*+3 в виде: 2*m*+3 = (*m* + 2) + (*m* + 1) . Может оказаться, что среди ветвящихся вершин пути *v*1, *v*2,…,*vp* преобладают левые или, соответственно, правые ветвящиеся вершины. Разберем случай, когда преобладают левые (второй случай анализируется аналогично), т.е. таких вершин не менее *m* + 2. Выделим в пути *v*1, *v*2,…,*vp* последние *m* + 2 левых ветвящихся вершины и предположим, что последняя от конца такая вершина помечена нетерминалом *A*. Тогда, как в доказательстве леммы о разрастании, заключаем, что на пути из *A* в *vp* некая вершина (также левая ветвящаяся), помеченная *Q* повторяется хотя бы дважды.

При этом, поскольку вершина *A* есть (*m*+2)- я левая ветвящаяся вершина от конца пути, существует некая вершина, помеченная нетерминалом *B*, являющаяся (*m*+1) -ой от конца левой ветвящейся вершиной. Тогда верхнюю вершину *Q* можно считать не совпадающей с *A* так как повторение нетерминала гарантировано и на пути от *B*. Выделяя максимальные поддеревья дерева *T*, с корневыми вершинами, помеченными *Q*, точно также как в доказательстве леммы о разрастании придем к представлению цепочки *z* в виде соединения пяти цепочек *z = uxwyv* и возможности «накачки» цепочек *x, y* (условие (4)).

А именно, в силу выделения указанных выше максимальных поддеревьев, получаем возможность представить вывод цепочки z из аксиомы следующим образом:

*S ├ \* uQv ├ \* uxQyv ├ \* uxwyv*.

(Здесь и далее символом *├* обозначено отношение непосредственной выводимости на множестве цепочек в объединенном алфавите грамматики (см. [1]), а символом *├ \** его рефлексивно-транзитивное замыкание.)

Это доказывает представление цепочки *z* в виде *z = uxwyv*.

Но тогда в рамках этого вывода можно сколько угодно раз повторить вывод из *Q* цепочки *xQy*, получив тем самым любую цепочку *uxnQynv* (*n* > 0), а из нее вывести цепочку *uxnwynv*. Но можно вывод из *Q* цепочки *xQy* вовсе опустить, перейдя сразу к выводу средней цепочки *w* из *Q*. Таким образом, цепочки *x* и *y* можно «накачать» (т.е. повторить их сколько угодно раз) или вовсе выбросить.

Условие (1) выполняется, так как существует сын вершины *A*, не принадлежащий пути *v*1, *v*2,…,*vp* , из которого достижим некоторый выделенный лист, метка которого входит в цепочку *u*, а из такого же свойства сына «верхней» вершины *Q* следует, что из него достижим лист, метка которого входит в цепочку *x*. Это справедливо в рассмотренном выше случае преобладания левых ветвящихся вершин в пути *v*1, *v*2,…,*vp* ; в противоположном случае аналогичный вывод будет сделан для цепочек *y, v*.

Выделенной позицией цепочки *w* будет лист *vp* (условие (2)).

Вершина *R* является (2*m*+3)-ей от конца пути *v*1, *v*2,…,*vp* ветвящейся вершиной. Следовательно, из нее достижимо не более *l*2*m*+3 выделенных листьев, так как каждая ветвящаяся вершина имеет не более *l* ветвящихся потомков.. Отсюда подавно цепочка *xwy* содержит не более *l*2*m*+3 = *kL* выделенных позиций. Таким образом, выполняется условие (3).

Ясно, что сформулированная выше лемма о разрастании для кс-языков является частным случаем леммы Огдена, когда все вхождения букв считаются выделенными.

Рассмотрим пример применения леммы.

Докажем, что язык *L*5 = {*ambncl* | *m, n, l* попарно различны} не является кс-языком.

Предположим, что данный язык контекстно-свободный. Возьмем цепочку

*z=akbk*+(*k*-1)!*ck*+*k*!, где *k* - константа из леммы Огдена, выделив в ней все вхождения символа *a*. Тогда при представлении цепочки *z* в виде *uxwyv* цепочка *w* обязательно «зацепит» хотя бы один символ *a*(см. рис. 4); следовательно, цепочка *x* состоит только из символов *a* (как и цепочка *u*). А именно,

.

Тогда, если цепочка *w* содержит и другие символы, кроме *a*, цепочка *y* может входить либо в «зону» символов *b* (целиком), либо в «зону» символов *с* (целиком), так как расположение «накачиваемых» цепочек на «стыках зон», очевидно, невозможно. В первом случае «кратность» накачки цепочки *x*, которая уравняет числа символов *a* и *c*, определяется из соотношения:

, т.е. .

Во втором случае (*k-*1*)*!*/p*) - кратная накачка цепочки *x* уравняет числа вхождений символов *a* и *b*.

Не исключено, наконец, что обе накачиваемые цепочки расположены в «зоне» символов *a*. Но тогда одним из указанных выше способов накачки можно уравнять числа либо символов *a* и *b*, либо *a* и *c*.



Рис. 4

Заметим, что возможность выделения символов существенно упрощает анализ данного языка, так как позволяет считать, что цепочка *x* может расположиться единственным способом. Иначе, т.е. при использовании леммы о разрастании для кс-языков, решение задачи было бы, по меньшей мере, сильно затруднено.

## Лемма о разрастании для линейных языков

**Теорема 4** (*Лемма о разрастании для линейных языков*) Для каждого линейного языка *L* существует константа *k* такая, что каждое слово *z* языка *L*, длина которого больше *k*, представимо в виде *z = uvwxy* , причем длина |*uvxy*| не превосходит *k*, , |*vx*| > 0, и для каждого неотрицательного целого *n* слово *zn = uvnwxny* принадлежит языку *L*.

**Доказательство**. Рассмотрим линейную грамматику *G=(V, N, S, P)*, порождающую язык *L*. Без ограничения общности считаем, что эта грамматика задана в приведенной форме. Рассмотрим множество *D* всех выводов в грамматике *G* таких, что их длина и, в силу линейности грамматики, равная ей высота дерева вывода, не превосходит числа |*N*| + 1. Положим

,

где  - последняя цепочка вывода *d*.

Пусть *S ├ \*z*, и | *z* | > *k*. Тогда длина вывода цепочки *z* из аксиомы *S* будет больше, чем |*N*| + 1. Пусть теперь *R* - нетерминал грамматики *G* такой, что *S ├ \* u*1*Ru*2 и *u*1*Ru*2 ├ \* *u*1*w’ y* = *z*, причем длина вывода цепочки *u*1*Ru*2 из аксиомы *равна* |*N*| + 1 (такой, единственный в силу линейности грамматики, нетерминал найдется, так как длина вывода терминальной цепочки *z* строго больше числа|*N*| + 1 ). Это значит, что какой-то из нетерминалов *Q*, фигурирующих в этом выводе, повторяется, и существуют, таким образом, выводы:

S├ \* *uQy*├ \* *uvQxy* ├ \* *uvw*1*Rw*2 *xy* ├ \* *uvw*1*w’ w*2 *xy* = *z*,

т.е.

.

Итак, *S ├ \* uvwxy* . Повторяя многократно вывод *Q ├ \* vQx*, или выбрасывая его вовсе, получим, что для каждого неотрицательного целого *n* слово *zn = uvnwxny* принадлежит языку *L*. Далее: длина вывода цепочки *uvQxy* из цепочки из аксиомы не превышает |*N*| + 1, откуда |*uvQxy*| ≤ *k* и подавно | *uvQxy* | ≤ *k* . То, что | *vy* | > 0, следует из приведенности грамматики .

Рассмотрим пример.

Докажем, что язык правильных скобочных структур и язык, состоящий из всех слов в алфавите {*a, b*} таких, что число символов *a* и символов *b* в них совпадает, не являются линейными.

Положим, что язык правильных скобочных структур линеен. Обозначая через *a* открывающую, а через *b* - закрывающую скобку, рассмотрим цепочку

*z =a2kb2ka4kb4k*, где *k* - константа из леммы о разрастании для линейных языков. Так как | *z* | = 12*k*, то по лемме *z = uvwxy*, причем | *w* | ≥ 11*k*.

Следовательно, возможны два случая:

1) , где  и

2), где .

В первом случае

, где ;

во втором - .

Ясно, что накачка невозможна ни в том, ни в другом случае.

Та же цепочка может быть взята и для анализа второго языка.

## Об одном примере использования леммы о разрастании

Здесь мы рассматриваем пример, в котором лемма о разрастании для КС-языков используется «позитивно», т.е. с ее помощью мы доказываем принадлежность некоторого языка к определенному классу.

**Теорема 5**. Всякий КС-язык в однобуквенном алфавите регулярен.

Для любого языка *L* в алфавите {*a*} имеет место биекция



такая, что *f*(*x*) = |*x*|. Для КС-языка *L* в силу леммы о разрастании на множестве *NL* всякое число, строго большее фиксированной константы *kL*, является членом некоторой арифметической прогрессии. Разность любой такой прогрессии (совокупная длина накачиваемых цепочек) ограничена сверху той же константой *kL*. Значит, множество всех указанных прогрессий конечно. Следовательно, каждое число множества *NL* является членом одной из конечного множества арифметических прогрессий. Итак, множество *NL* представляется в виде конечного объединения: множеств членов прогрессий и конечного множества чисел, не превосходящих *kL*. Пусть *d* - разность какой-либо из упомянутых арифметических прогрессий, и пусть *n*0 - ее начальный член. Тогда соответствующий язык в алфавите {*a*} порождается следующей праволинейной грамматикой:

,

для которой может быть построена эквивалентная регулярная грамматика. Язык же, который состоит из всех слов языка *L*, длина которых не больше *kL*, конечен и потому регулярен. Следовательно, язык *L* может быть представлен как конечное объединение регулярных языков и является регулярным.

## Заключение

Основными результатами статьи являются подробно изложенные доказательства трех теорем: леммы Огдена о КС-языках, леммы о разрастании для линейных языков и утверждения о регулярности любого КС-языка в однобуквенном алфавите. При этом доказательства второй и третьей теоремы принадлежат автору статьи.

Кроме того, в рамках изложенной методики рассмотрения всех лемм о разрастании, одного из ключевых разделов теории формальных языков, особый акцент сделан на анализе нетривиальных примеров, обычно не рассматриваемых в известных руководствах. К числу таких примеров принадлежат примеры языков, в которых числа вхождений символов удовлетворяют некоторым неравенствам, языков, удовлетворяющих леммам о разрастании, но не принадлежащих соответствующему классу языков. На одном важном примере обсуждается метод анализа, названный «методом факториальной накачки» и основанный на лемме Огдена.

В целом, предлагаемая система изложения позволяет глубже оценить возможности лемм о разрастании в плане анализа языков на предмет их принадлежности или непринадлежности к тому или иному классу языков.

# Список литературы

1. *А.И. Белоусов, С.Б. Ткачев*. Дискретная математика. – 5-е изд. - М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2015. – 744 с.
2. *Дж. Хопкрофт, Р. Мотвани, Дж. Ульман*. Введение в теорию автоматов, языков и вычислений, 2-е изд.. : Пер. с англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2002. – 528 с.
3. *А. Ахо, Дж. Ульман*. Теория синтаксического анализа, перевода и компиляции: Пер. с англ: В 2 т. Т. 1. М.: Мир, 1978.- 612 с.
4. *А.Е. Пентус, М.Р. Пентус*. Математическая теория формальных языков. – М.: Интернет-университет информационных технологий; БИНОМ, Лаборатория знаний, 2006. – 247 с.