动态分析之力：自适应$(Adaptive)LL(*)$解析算法

摘要

尽管如PEG，$LL(*)$，GLR和GLL等现代解析策略取得了不小的进步，但解析本身并不是一个完全被解决了的问题。现有的方式存在许多缺陷，如：难以支持增强式嵌入动作(action)，性能低下或者说不可预测的解析速度，以及有悖直觉的解析策略。本文介绍的$ALL(*)$解析策略结合了传统的自上而下$LL(k)$解析器的简单、高效、可预测能力，以及类GLR机制的强大解析决策功能。其关键的创新之处在于将语法分析推迟到了解析运行时，这使得$ALL(*)$能够处理任何非左递归的上下文无关文法。理论上$ALL(*)$的解析时间复杂度是$O(n^4)$，但在实际的文法分析中却始终呈线性复杂度，性能比GLL和GLR等一般的解析策略高出好几个数量级。ANTLR4生成的$ALL(*)$解析器，可以通过重写文法来支持直接左递归。ANTLR4的广泛使用（2013 年的下载量为 5000 次/月）表明，$ALL(*)$对各种应用程序都卓有成效。

1. 导论

尽管现代语法解析策略已经非常先进成熟，并且在学术研究上历史悠久，但在实践中，计算机语言的解析仍然未能被彻底解决。迫使程序员修改文法以匹配确定性（注：确定性一词，指的是确定性有限自动机DFA，与之对应的时非确定性有限自动机NFA）$LALR(k)$或$LL(k)$解析器生成器的规范来提升解析性能，在硬件资源稀缺时是无可厚非的。但随着硬件资源成本的不断降低，研究人员开发出了功能更加强大、但解析成本更高的非确定性解析策略，这些策略遵循"自下而上"（LR风格）或"自上而下"（LL风格）的解析方式。这些策略包括GLR，解析器表达式语法(PEG Parser Expression Grammar)，来自ANTLR 3的$LL(*)$以及最近提出的一种全通用自上而下的GLL解析策略。

虽然这些策略在使用上比$LALR(k)$和$LL(k)$解析器生成器更加便捷，但它们也存在各种短板。

首先，非确定性解析器有时会出现未预料的行为。由于GLL和GLR是专为处理自然语言语法设计的，而通常情况下，这种语法会潜在地包含二义性，故GLL和GLR会为存在二义性的语法返回多种解析树（森林）。对于计算机语言来说，二义性几乎就是一种异常。当然为处理这种不常见的情况，我们可以对构建出的解析森林进行遍历来消除此等二义性，但这往往意味着需要消耗额外的时间、空间和硬件资源。根据语法定义，PEG是一种无二义性的文法，但存在一种特殊情况，即规则$A \rightarrow a \mid ab$（表示非终结符A要么匹配a要么匹配ab）永远无法匹配ab，因为只要输入的前缀匹配a，PEG文法将会选择第一种产生式。存在嵌套的回溯时，调试PEG将变得举步维艰。

其次， 像打印语句这种由程序员提供的能够对解析过程产生影响的动作(actions)或者是修改器(mutators)都应当在持续预测（PEG）或支持多种解释（GLL和GLR）的解析策略中避免，因为这些动作或修改器可能并不应当执行（虽然DParser支持'final'动作，即如果程序员确定某次归约是一个二义性语法的最终产物之一，那么这个动作或者修改器将得到执行）。在没有副作用的情况下，可能触发的动作必须在某个不可变的数据结构被缓存下来，或者是解析本身提供撤销操作。前一种机制受到内存大小的限制，而后一种机制实现则相对复杂并且有可能无法实现。而避免上述副作用的一种典型解决方式是构建一个解析树，用于解析后（post-parse）处理，但这种刻意产物从根本上限制了对输入大小的限制，因为要将整个输入的解析树放入内存中（译者注：要将整个输入整成一个解析树放内存里，可不得要求输入尽量小点嘛）。构建解析树的解析器是无法为大文件输入或者是无边界流数据提供解析能力，除非可以将这些数据按照逻辑分块(logical chunks)进行处理。

最后，我们的实验结果（第 7 节）表明，GLL和GLR在时间和空间上都性能低下，并且无法预测。它们的复杂度分别为$O(n^3)$和$O(n^{p+1})$，其中p是语法中最长的产生式长度（GLR的经典复杂度为$O(n^3)$，那是因为Kipps给出的这个算法具有一个高得不合理的常数）。理论上，通用解析器应当在处理确定性语法时具有线性($O(n)$)的时间复杂度。但在实践中，我们发现GLL和GLR在12920个Java6的库源代码文件（约123M）的解析上，要比$ALL(*)$慢大约135倍，而在一个3.2M大小的Java源文件解析上，甚至要比$ALL(*)$慢6个数量级。

$LL(*)$文法通过提供一种确定性的解析策略来解决上述的短板，该解析策略使用正则表达式（表现为一种确定性有限自动机DFA）来处理剩下的输入，而不是像$LL(k)$那样的固定k长度序列。即使前看序列（一个所有可能的剩余输入短语集）通常是上下文无关的，但使用正则的前看语法DFA用作前看策略便能够将$LL(*)$的决策进行限制，并区分出不同的产生式。但$LL(*)$语法存在一个主要的问题，它在静态阶段是无法进行文法判定的，并且有时候也无法找到能够区分不同产生式的正则表达式。ANTLR 3的静态分析能够检测并避免潜在的不可判定情况，并将这种情况回退到回溯解析策略。这使得$LL(*)$具有与PEG解析类似$A \rightarrow a \mid b$语法时相同的窘境。回溯解析策略也无法检测如$A \rightarrow \alpha \mid \alpha$这样明显的二义性错误，因为回溯会始终选择第一个产生式进行匹配，故其中的文法符号序列α就使得$\alpha \mid \alpha$不再是$LL(*)$规范的了。

1.1 动态语法分析

在本文中，我们将介绍自适应（Adaptive）$LL(*)$文法，简称$ALL(*)$文法，这种解析器将自顶向下解析器具有的简单易实现和类GLR解析器具有的一些强大机制进行结合，并在解析时做出决策。具体来说，LL解析会在每个预测决策点（非终结符）挂起，然后会在预测机制选择了合适的产生式去展开的时候恢复。而关键的创新在于将语法分析转移到解析时；不再需要静态的语法分析。这种方式可以使我们避免在静态$LL(*)$语法分析的不可判定性，并且让我们能够为任何非左递归的上下文无关文法(Context Free Grammar，CFG)生成正确的解析器（定理6.1）。相比于静态分析需要考虑所有可能得输入序列，动态分析只需要考虑当前实际输入序列的有限结合。

$ALL(*)$预测机制背后的理念是在每个备选产生式的决策点启动(launch)一个子解析器。子解析器以一种假并行的方式去展开所有可能的路径。当子解析器展开的某条路径和剩余输入序列不匹配时，子解析器就会被销毁。子解析器之间步调一致的向前读取输入序列，这样分析过程就能以最小的前看深度，识别出唯一匹配的产生式，这样就具备了唯一预测产生式的能力。当然，如果多个子解析器在最后碰面或者一起达到输入序列末尾，预测器就会告知一个二义性，并根据存活子解析器相关的产生式编号的最小值（即最高优先级）来解决这个二义性（产生式编号代表优先级，是类PEG解析器默认解决二义性的一种方式；Bison解析器还可以通过自选产生式来解决冲突）。当然，程序员可以嵌入语义谓词（semantic predicates）来在具有二义性的产生式之间做出选择。

$ALL(*)$解析器能够对分析结果做缓存，以增量和动态的方式为一个DFA做映射缓存，即前看短语序列到预测产生式的映射（在这里我们使用分析($analysis$)一词的原因在于$ALL(*)$的分析也能够像$LL(*)$分析($analysis$)时那样，产生前看DFA）。解析器可以通过查询缓存，快速地在同一个解析器决策和前看短语中做出后面的解析预测。而未命中缓存的输入短语将会触发语法分析机制，并同时预测一个备选产生式然后更新DFA到缓存中。尽管在给定决策下的前看语言通常是上下文无关的，但DFA仍然很适合用来记录预测结果。动态分析只需要考虑在解析时遇到的有限上下文无关文法子集，并且任意的有限子集都是有规律可循的。

为避免非确定性子解析器具有的指数复杂度这一性质，预测采用了一种叫图形化结构堆栈GSS($graph-structured\ stack$)的数据结构来避免冗余计算。GLR使用的策略与此基本相同，只不过$ALL(*)$只预测使用了这种策略的子解析器的产生式，而GLR直接使用这种方式进行解析。因此，GLR必须将非终结符压入GSS中，而$ALL(*)$则不需要。

$ALL(*)$解析器以LL的简易性来处理终结符的匹配和非终结符的展开任务，但其理论的时间复杂度为$O(n^4)$，因为在最坏情况下，解析器必须对每个输入符号进行预测，而每次预测都必须检查整个剩余输入。检查一个 输入符号的时间复杂度为$O(n^2)$。$O(n^4)$的时间复杂度和GLR一致。不过在第7节中，我们通过实测证明，常见语言的$ALL(*)$解析器是十分高效的，并在实践中表现出线性的时间复杂度。

$ALL(*)$的优势在于将语法分析推迟到解析时，但这一选择给语法的功能测试带来了额外的负担。与所有动态解析方式一样，程序员必须覆盖尽可能多的语法定义和输入序列组合，以找到语法歧义（二义性）。标准的源代码覆盖工具可以帮助程序员测量$ALL(*)$解析器的语法检查覆盖情况。生成代码中的语法覆盖率有多高语法检查覆盖率就有多高。

$ALL(*)$算法是ANTLR 4解析器生成器的基础（ANTLR 3基于$LL(*)$）。ANTLR 4于2013年1月发布，每月下载量约为5000次（从web服务日志中过滤出人为下载痕迹，并使用唯一IP地址来计算包括源代码、二进制文件或ANTLRworks2 开发环境的下载次数）。这些活跃的数据恰恰证明$ALL(*)$的用途广发和可用性。

本文的其余部分安排如下。首先，我们简要介绍ANTLR 4解析器生成器（第 2 节），并对$ALL(*)$解析策略（第 3 节）进行详细讨论。接下来，我们将定义谓词文法$(predicated\ grammar)$、以及其增强转换网络$(ATN\ augmented\ transition\ network)$表示法和前看DFA（第 4 节）。然后，我们将描述$ALL(*)$语法分析并介绍其解析算法本身（第 5 节）。最后，我们将证明$ALL(*)$的正确性（第 6 节）和性能（第 7 节），以及其相关检测工作（第 8 节）。附录A提供了$ALL(*)$定理的关键证明，附录B讨论了其语法算法，附录C将提供消除左递归的细节。

2. ANTLR 4

ANTLR 4能接收任何不包含直接或间接左递归（间接左递归通过另一条规则调用自身，如：$A \rightarrow B, B \rightarrow A$，另外，但一个空产生式出现时，也会出现左递归，如：$A \rightarrow BA, \rightarrow \epsilon$）的上下文无关文法输入序列。ANTLR 4会根据编写的语法，生成一个使用$ALL(*)$产生式预测函数的递归下降解析器。ANTLR目前具有Java或者C#解析生成器。ANTLR 4的语法类似$yacc$，使用带BNF(EBNF)范式操作符，如克林闭包(Kleene start(*))和单引号中的词法单元字面量。为方便起见，ANTLR 4的语法同时包含了词法规则和语法规则这样的组合规范。通过使用独立的字符作为输入符号，ANTLR 4的语法可以是弱扫描并且是可组合的，因为$ALL(*)$语法在联合的情况下是封闭的（定理6.2），这种特性有助于Grimm所描述的模块特性（此后，我们将ANTLR 4简称为ANTLR，早期版本我们会额外标注）。

程序员们可以在语法中嵌入用解析器宿主语言（译者注：如使用的是Java的ANTLR 4，就用Java语法）编写的动作（actions，或者成为修改器(mutators)）。这些动作可以获取到当前解析器的状态。不过解析器会在预测的过程中忽略这些动作（修改器），从而尽力避免"踩雷"。通常来说，这些动作的主要目的是从输入流中提取信息然后构建一些数据结构。

ANTLR还支持语义谓词$(semantic\ predicates)$，这些谓词使用解析器宿主语法编写的不具备副作用的产生布尔值的表达式，用于确定某个特定产生式的语义可达性。如果在评估过程中，一个语义谓词产出为假。那么解析器就会标记这些产生式不可达，从而在解析时改变由编写语法生成的语言[1]。谓词可以检测解析栈以及相关的上下文，来提供一种非标准的上下文有关文法的解析能力，从而大大增强了解析策略的能力。基于先前检测的信息，语义动作和谓词共同作用于解析器，改变整个解析。举个例子，一个C语言语法可以嵌入动作，以便在复杂构造中定义类型符号，如`typedef int i32;`可以在随后的定义中，将类型名称和其他的标识符区分开来，如`i32 x;`。

2.1 语法示例

以下用了一个简单的语法片段展示ANTLR的类yacc元语言语法：一个以分号结尾的赋值表达式语句

> 译者注：小写开头的表示语法规则，大写的表示词法规则

```
gramma Ex;  // generates class ExParser
// action defines ExParser member: enum_is_keyworkd
@members {boolean enum_is_keyword = true;}
stat : expr '=' expr ';'    // production 1     产生式1
     | expr ';'             // production 2     产生式2
     ;

expr : expr '*' expr
     | expr '+' expr
     | expr '(' expr ')'    // f(x)  函数
     | id
     ;

id   : ID | {!enum_is_keyword}? 'enum' ;
ID   : [A-Za-z]+ ;  // match id with upper, lowercase
WS   : [ \t\r\n]+ -> skip ; // ignore whitespace
```

代码1. 一个左递归的ANTLR4谓词语法`Ex`示例

在上面的示例中，有两个特征使得这个语法示例不符合$LL(*)$文法（因此ANTLR3无法识别上述语法定义）。首先，语法规则`expr`是左递归的，ANTLR4会自动重写该语法规则，使其成为非左递归和非二义性的，详见2.2节；其次，`stat`的两个备选产生式都具有一个共同的递归前缀（`expr`），这足以让`stat`从$LL(*)$的角度变得不可判断。ANTLR3会在运行时检测到产生式左侧的递归，然后回退到回溯法进行决策。

词法规则`id`中的谓词`{!enum_is_keyword}?`能够在解析预测的时候根据此谓词允许或禁止`enum`是否能作为一个标识符（译者注：在某些语言中enum是保留关键字，上述的语法定义就表示词法规则id不能匹配enum这样的词法单元）。当谓词为false时，解析器只会将`id : ID ;`视为`id`而不会匹配`enum`输入序列，词法会将`enum`作为`ID`以外的单独词法单元进行匹配。当然，这个例子仅仅用来展示谓词是怎样作用于语法，从而能够描述同一语言的子集或变体。

2.2 删除左递归

$ALL(*)$解析策略本身不支持左递归，但是ANTLR在生成解析器之前通过语法重写来支持直接左递归。直接左递归涵盖了大多数语法情况，例如我们上面提到的`id`这样的语法规则以及C语言里的声明符。我们从工程设计的角度不支持间接左递归或者隐藏左递归，因为这些形式并不常见，并且消除这样的左递归后，会导致转换的语法呈指数级增长。例如，C11的语法规范包含了大量的直接左递归但却没有间接或隐藏左递归，详见附录2.2。

2.3 使用$ALL(*)$进行词法分析

ANTLR使用$ALL(*)$的一种变体来进行词法分析，并且能够对词法单元进行完整匹配，而不是像$ALL(*)$语法解析器那样去预测产生式。在预热之后，词法解析器将会静态地构建一个基于正则表达式的类似DFA。而关键的区别在于$ALL(*)$词法是谓词化的上下文无关文法，而不仅仅是正则表达式，因此可以识别上下文无关的词法单元比如嵌套的注释语法，并且能够根据语义的上下文来控制词法单元的吞吐。这种设计之所以可行，是因为$ALL(*)$在处理词法和语法时足够快。

$ALL(*)$也适用于弱扫描的解析方式，因为它具有强大的识别能力，这在处理对上下文敏感的词法问题（如合并C语言和SQL语言）时非常有用。这种合并没有明确的词法哨兵(界限)来划分词法区域：

```
int next = select ID from users where name='Raj'+1;
int from = 1, select = 2;
int x = select * from;
```

概念证明请参见 [19] 中的语法代码`/extras/CSQL`。

3. $ALL(*)$简介

在本节中，我们将解释$ALL(*)$解析背后的思想和直观感受。然后在第5节中将更加正式地介绍该算法。自上而下解析策略的优势和该策略如何对当前非终结符选择哪个产生式进行展开密切相关。与$LL(k)$和$LL(*)$不同，$ALL(*)$解析器会选择第一个有效解析的产生式。因此所有的非左递归语法都是$ALL(*)$。

$ALL(*)$解析器不依赖静态语法分析，而是在解析时根据输入的语句进行调整。该解析器会采用类似GLR的机制来分析当前的决策点（因为非终结符往往具有多个备选产生式），并根据需要适当结合当前解析进程的“调用”栈中所有非终结符以及剩余的输入，来查找所有可能有效的决策路径。解析器会为每个决策增量、动态地构建一个前看DFA，并且该DFA记录了其前看序列具体映射到哪个备选产生式。如果到目前为止构建的DFA和当前的前看序列吻合，那么解析器就会跳过分析，并立即对该预测的产生式进行展开。第7节中的实验数据表明，$ALL(*)$解析器通常会命中DFA缓存，那么这就对性能产生了极大的影响。

由于$ALL(*)$和确定性的自上而下解析方式的区别仅仅在于预测机制，因此我们可以构建一个传统的递归下降的LL解析器，但是会做一个重大的改动。$ALL(*)$解析器会调用一个特殊的预测函数：$adaptivePredict$，该函数会分析语法然后构建前看DFA，而不是简单的将前看序列和静态计算过的符号集进行比较。函数$adaptivePredict$的入参是一个非终结符和解析器调用栈，出参则是备选产生式的序号或者在没有产生式的情况下抛出异常。例如，在2.1节中语法规则`stat`产生了一个如下的解析程序：

```
void stat() {   // 根据语法规则stat进行解析
    switch (adaptivePredicate("stat", call statck)) {
        case 1 :    // 预测产生式1
            expr(); match('='); expr(); match(';');
            break;
        case 2:     // 预测产生式2
            expr(); match(';');
            break;
    }
}
```

代码2. 语法Ex中规则stat的递归下降代码示例

$ALL(*)$进行预测的结构类似于著名的NFA到DFA的子集构造算法。目标是，根据当前的决策，解析器能在看到部分或全部的剩余输入后发现可能达到的状态集合。与子集构造一样，$ALL(*)$DFA状态也是一个由解析器在匹配一个输入后可能达到的解析器状态集合。然后，$ALL(*)$模拟的不是NFA，而是语法上的增强递归转换网络$ATN(augmented\ recursive\ transition\ network)$，因为ATN和语法构造十分接近（ATN看起来就像具有动作和语义谓词的语法图）。因此，$LL(*)$的静态分析也是在操作ATN。图1展示了规则stat的ATN子机。

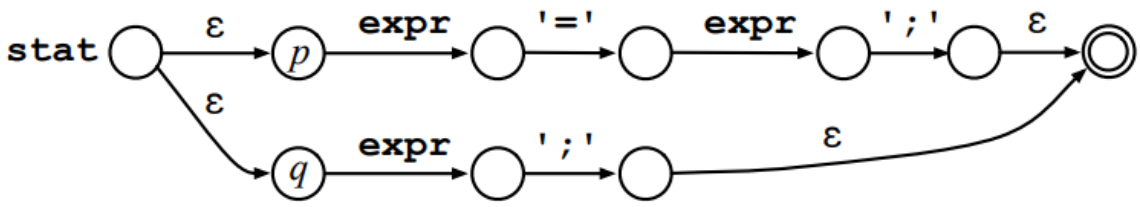


图1. 语法Ex中A的NTLR规则stat的ATN示例

> 译者注：接下来阅读时要注意区别ATN模拟和DFA模拟这俩名词

一个ATN构造$(configuration)$代表了一个子解析器的执行状态，并且指示当前ATN的状态、预测的产生式序号以及ATN子解析器的调用栈：用一个三元组(p,i,γ)[2]表示。构造包含了产生式的序号，因此预测机制能够区分哪一个产生式能够匹配当前的前看序列。与静态$LL(*)$分析不同，$ALL(*)$仅仅为它能够看见的前看序列增量地构建DFA而不是所有可能的输入序列。

当解析工作首次达到决策点时，$adaptivePredict$会为该决策点创建一个用起始状态为D_0来初始化的前看DFA。D_0是ATN子解析器的这样一种构造集合：从每个产生式的左边开始，在不消耗任何输入的情况下都能达到。例如，图1中的非终结符stat的D_0构造会首先加入ATN构造$(p,1,[])$和$(q,2,[])$，其中p、q是和产生式1和2左起始相关的ATN状态，并且$[]$表示子解析器此时的调用栈为空（如果stat是起始符号）。

接下来，分析算法会计算出一个新的DFA状态，用于指示ATN在消耗首次前看序列符号后能够到达的位置，并且用标记了该前看符号的边连接这两个DFA状态。紧接着，添加新的DFA状态，直到所有该ATN构造下，新创建的DFA状态都预测相同的产生式：$(-,i,-)$。函数$adaptivePredict$将会为该状态标记为接受$(accept)$状态并会为解析器返回对应产生式的序号。图2展示了stat决策在函数$adaptivePredict$分析了输入句子x = y;后的前看DFA。该DFA前看的返回不会超过=符号，因为一个=符号就足够区分出expr产生式了（注：1表示"预测产生式1"）。

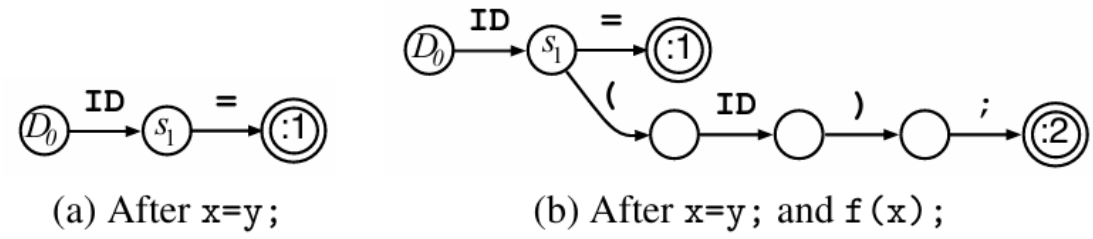


图2. 决策stat的预测DFA

在典型情况下，函数$adaptivePredict$能够为特定的决策找到一个已存在的DFA。解析的目标是找到或者是构建一条能够通过DFA达到可接受状态的路径。如果$adaptivePredict$达到了一个（非接受$non-accept$）的DFA状态，即无法为当前的前看符号找到能够指向下一个DFA状态的边，它就会恢复到**ATN模拟**来展开DFA（无需从头开始）。例如，为解析`stat`的接下来的输入：`f(x);`，函数$adaptivePredict$将会为D_0找到一条标有`ID`、通向DFA状态s_1的边，在无需**ATN模拟**的情况下，沿着这条边转化为DFA状态s_1，此时由于在状态s_1的视角下，沿着左括号向前已经没有新的DFA状态了，分析算法就会产出一条可接受状态的路径，也就是直达产生式2，如图2中的(b)所示。注意，由于在输入序列`ID(ID)`的情况下，会同时预测产生式1和2，所以在这种情况下，分析算法会一直持续，直到DFA沿着`=`号和`;`号前进。

如果ATN模拟为某个输入计算出的新状态已经在DFA中存在，模拟工作将会添加一条指向那个已存在DFA状态的边，然后从那个已存在DFA状态开始，切换回**DFA模拟**。指向一个已存在的DFA状态则是DFA中一个递归循环的表现形式。在经验上，通过拓展DFA来处理不常见的输入短语，能够降低后面使用**ATN模拟**的可能性，从而提高解析速度（第7节）。

3.1 预测工作和解析调用栈息息相关

> 标题的原文是：Predictions sensitive to the call stack

解析器无法永远依赖于前看DFA来做正确的决策。为处理所有可能的非左递归语法，在预测开始时，$ALL(*)$必须在某些情况下考虑解析器调用栈(parser call stack)的可用性（在第5章中，调用栈用γ_0表示）。为了说明栈敏感(stack-sensitive)预测的必要性，考虑如下场景：假设我们正在对Java语法的方法定义进行产生式预测：究竟是识别为接口的方法定义还是类的方法定义呢（在Java中，接口定义的方法不能具有方法体）。以下是一个简化的语法，用于展示非终结符A中的一个栈敏感决策：

$$S \to xB|yC \qquad B \to Aa \qquad C \to Aba \qquad A \to b|\epsilon$$

如果此时的待解析输入序列是：`ba`，在没有解析调用栈的情况下，即使有再多的前看也无法确定非终结符A应该用哪种产生式来进行匹配：如果要将此序列匹配成非终结B，则可以用产生式$A \to b$来匹配将非终结符A，而如果要匹配非终结符C，则可以用产生式$A \to \epsilon$来匹配非终结符A，如果不用解析调用栈进行辅助，这就是解析`ba`时发生的二义性冲突。

忽略解析调用栈进行产生式预测的解析器称为$Strong\ LL(SLL)$解析器。例如由程序员手工构建的递归下降解析器就属于SLL解析器一类。按照惯例，文献将SLL成为LL，但我们将这两个术语区分开来，因为如果要处理所有可能的语法还是得"真"·LL解析器来做（译者注：这里应该指的是SLL）。刚才举的例子实际上对应$LL(2)$语法，不是能够处理任意前看k的$SLL(k)$语法，尽管在每个调用点复制A都会使语法成为$SLL(2)$。

为每个可能的解析器创建不同的前看DFA是不可能的，因为要创建调用栈的排列组合数量和其深度称指数关系。相反，我们利用大多数决策对调用栈不敏感这一事实，忽略调用栈来构建前看DFA。如果SLL ATN模拟发现存在产生式预测冲突（第5.3节），它是无法确定这个前看短语究竟是二义性本身的还是说可以用栈敏感来解决。在这种情况下，函数$adaptivePredict$必须重新利用解析调用栈γ_0来重新检测这个前看短语。这种混合或称之为优化的LL模式能够尽可能地在前看DFA中缓存栈敏感的产生式预测结果，来提高解析性能，同时保留栈敏感方式对产生式进行预测的全部功能。优化的LL模式适用于每次产生式决策，但接下来介绍的两段$(two\text{-}stage)$解析法，通常能够完全避免LL模拟（接下来我们用SLL来表示对调用栈不敏感的解析，LL表示对调用栈敏感的解析）。

3.2 两段$ALL(*)$解析法

SLL的解析能力比LL弱，但是速度更快。但由于我们发现实践中大多数情况还是SLL决策，因此尝试使用"仅使用SLL模式"解析整个输入是具有意义的，这也是两段$ALL(*)$解析算法的第一阶段。但是，如果SLL模式下发现了一个语法错误，这种错误可能是由于$SLL(*)$不具备栈敏感能力所产生的，当然也可能是一个真正的语法错误，所以我们必须使用优化的LL模式，即第二阶段，来重试对整个输入的解析。与单阶段的优化的LL解析模式相比，这种可能会对整个输入进行两次解析的反直觉策略反而能够提高解析速度。例如，在解析一个123M的Java源代码库时（第7节），这种两段解析模式比单段优化的LL模式快8倍。不过两段解析策略是建立在SLL要么表现得和LL一样，要么则产生语法错误这一事实上的（定理6.5）。对于无效

的句子，无论解析器选择哪个产生式，都无法对输入进行推导。而对于有效的句子，SLL会像LL那样选择产生式进行推导，或者选择能够最终产生一个语法错误的产生式（LL认为该产生式是无效的）。即使存在二义性，SLL也能常常像LL那样去解决冲突。例如，尽管我们的Java语法存在一些二义性，SLL模式仍然能够正确地解析我们尝试过的所有输入，而不是回退到LL。不过，为了确保解析的正确性，必须保留第二阶段的LL模式。

4. 谓词(predicated)语法：ATN和DFA

在正式定义$ALL(*)$解析之前，我们首先需要回顾一些背景资料，特别是谓词文法：ATN和前看DFA。

4.1 谓词语法

为正式定义$ALL(*)$解析，我们首先需要正式定义该语法源自的谓词文法。一个谓词文法$G = (N, T, P, S, \Pi, \mathcal{M})$具有如下的元素：

- N是非终结符集合（规则名词）
- T是终结符集合（词法单元）
- P是产生式集合
- $S \in N$是起始符号
- Π是无副作用的语义谓词(semantic predicates)集合
- $\mathcal{M}$是动作集合（修改器）

谓词$ALL(*)$文法和$LL(*)$文法的区别仅在于$ALL(*)$不再需要或者说不再支持语法谓词（syntactic predicates）。本文正式章节中的谓词文法使用以下标注来表示：

$A \in N$	非终结符号
$a, b, c, d \in T$	终结符号
$X \in (N \cup T)$	产生式元素
$\alpha, \beta, \delta \in X^*$	文法符号序列
$u, v, w, x, y \in T^*$	终结符号序列
$\$$	文件末尾”符号”
ϵ	空串
$\pi \in \Pi$	和实现语言相关的谓词
$\mu \in \mathcal{M}$	和实现语言相关的动作
$\lambda \in (N \cup \Pi \cup \mathcal{M})$	归约标号
$\vec{\lambda} = \lambda_1..\lambda_2$	归约标号序列

产生式规则：

$A \rightarrow \alpha_i$	A的i^{th}(第i个)上下文无关文法产生式
$A \rightarrow \{\pi_i\}?\alpha_i$	基于语义$(semantics)$谓词判断后的i^{th}(第i个)产生式
$A \rightarrow \{\mu_i\}$	具有修改器$(mutators)$的产生式

谓词文法的具体含义可以用下面的推导(derivation)规则来定义：

$$Prod\ \frac{A \to \alpha}{(\mathbb{S}, uA\delta) \Rightarrow (\mathbb{S}, u\alpha\delta)} \tag{1}$$

$$Sem\ \frac{\begin{matrix}\pi(\mathbb{S}) \\ A \to \{\pi\}?\alpha\end{matrix}}{(\mathbb{S}, uA\delta) \Rightarrow (\mathbb{S}, u\alpha\delta)} \tag{2}$$

$$Action\ \frac{A \to \{\mu\}}{(\mathbb{S}, uA\delta) \Rightarrow (\mu(\mathbb{S}), u\delta)} \tag{3}$$

$$Closure\ \frac{(\mathbb{S}, \alpha) \Rightarrow (\mathbb{S}', \alpha'),\ (\mathbb{S}', \alpha') \Rightarrow {}^*(\mathbb{S}'', \beta)}{(\mathbb{S}, \alpha) \Rightarrow {}^*(\mathbb{S}'', \beta)} \tag{4}$$

公式1. 谓词文法的最左推导公式

为支持语义谓词和修改器，这些规则引用了状态$\mathbb{S}$，它表示在解析过程中抽象的用户状态。判别式$(\mathbb{S}, \alpha) \Rightarrow (\mathbb{S}', \beta)$可以理解为：在机器状态$\mathbb{S}$，语法序列$\alpha$会在紧接着的一步后归约为机器状态$\mathbb{S}'$和语法序列$\beta$。而判别式$(\mathbb{S}, \alpha) \Rightarrow {}^*(\mathbb{S}', \beta)$则表示要重复若干次这样的一步规则规则。这些归约规则指定了最左推导原则。只有当前状态$\mathbb{S}$的π_i为`true`的时候，其带有语义谓词π_i的产生式的才是有效的。最后，一个动作产生式可以使用指定的修改器μ_i来更新该状态。

正式地，语法序列α在用户态$\mathbb{S}$生成的语言是：$L(\mathbb{S}, \alpha) = \{w | (\mathbb{S}, \alpha) \Rightarrow {}^*(\mathbb{S}', w)\}$，以及文法$G$的语言是：$L(\mathbb{S}_0, G) = \{w | (\mathbb{S}_0, S) \Rightarrow ({}^*\mathbb{S}, w)\}$（$\mathbb{S}_0$可以为空）。如果$\mu$是$w$的前缀或者等于$w$，我们就写作$\mu \preceq w$。如果$L$存在一个$ALL(*)$的语法，那么$L$就是$ALL(*)$的。理论上，$L(G)$的语言类别是有限递归的，因为每个修改器都可以是一个图灵机。在现实中，语法编写者不会依赖该通用性，所以标准做法是考虑将此类语言归类为上下文有关的：因为谓词在此过程作用时，可以检查从左到右的推导过程中产生的调用栈以及终结符的情况，故而这类语言应该是上下文有关的而不是无关的文法。

以上的形式体系还有很多语法上的限制并，但并不存在实际的ANTLR语法中，例如强制修改器只能作用在各自的产生式规则上、禁止使用常见的拓展BNF(EBNF)符号，如α*和α^+闭包。我们可以做出这些限制，而不丢失其通用性，因为任何的一般语法都可以转换为这种更加严格的受限形式。

4.2 解决二义性

二义性语法指的是对于同一个输入序列，可以识别出多个产生式。公式1中的规则并不具备排除二义性的能力。但是，对于一个实用性的编程语言解析器，每个输入都应该对应一个唯一的解析方式。为此，$ALL(*)$通过使用规则中产生式的顺序来解决二义性：挑选最小的产生式序号。对于程序员来说，这种策略是自动解决二义性的简洁方法，就跟一种通用的方式来解决经典的$if\text{-}then\text{-}else$二义性一样：将$else$和最近的$if$来进行关联。PEG和Bison解析器都是这样的解决政策。

为解决在当前状态$\mathbb{S}$出现的二义性，程序员可以在语法中插入语义谓词，但是必须使得其在所有存在潜在二义性的输入序列中，它们之间都是互斥的，这样就能保证其对应的产生式都是非二义性的。由于谓词是用图灵完备的语言编写的，所以无法在静态阶段保证其互斥性。不过，在解析时，$ALL(*)$会评估谓词，并且会动态的报出存在多个谓词生成的产生式的输入短语。如果程序员没有满足的以上这种互斥关系，$ALL(*)$会使用产生式序号来解决这种二义性。

4.3 增强转换网络

给定谓词语法$G = (N, T, P, S, \Pi, \mathcal{M})$，则相应的ATN为$M_G = (Q, \Sigma, \Delta, E, F)$具有如下的元素：

- Q是状态集合
- Σ是应用在转换边的字母$N \cup T \cup \Pi \cup \mathcal{M}$
- Δ是映射$Q \times (\Sigma \cup \epsilon) \to Q$的转换关系
- $E = \{p_A | A \in N\}$是(状态机)子机的入口状态集合

- $F = \{p'_A | A \in N\}$是(状态机)子机的最终状态集合

ATN和标注编程语言的语法图相似，并且每个非终结符都有一个ATN子机。图3展示了如何由语法产生式来构建状态集合Q以及边集合Δ。

Input Grammar Element	Resulting ATN Transitions
$A \to \alpha_i$	$p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \xrightarrow{\epsilon} \boxed{\alpha_i} \xrightarrow{\epsilon} p'_A$
$A \to \{\pi_i\}?\ \alpha_i$	$p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \xrightarrow{\pi_i} \boxed{\alpha_i} \xrightarrow{\epsilon} p'_A$
$A \to \{\mu_i\}$	$p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \xrightarrow{\mu_i} p'_A$
$A \to \epsilon_i$	$p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \xrightarrow{\epsilon} p'_A$
$\boxed{\alpha_i} = X_1 X_2 \ldots X_m$ for $X_j \in N \cup T,\ j = 1..m$	$p_0 \xrightarrow{X_1} p_1 \xrightarrow{X_2} \ldots \xrightarrow{X_m} p_m$

图3. 谓词语法到ATN的转换

以$A \to \alpha_i$为例，我们为α_i构建了中间状态$p_{A,i}$和最终状态p'_A，在最开始，初始状态为p_A，则p_A的目标是不断通过Δ中的边转换到状态$p_{A,i}$，最后转换为p'_A。非终结符的转换边$p \xrightarrow{A} q$就像函数调用一样：它们将返回状态q压入状态栈，并将ATN的控制权转移给A的子机，从而在A的子机达到终止态p'_A后能够继续从q继续执行。图4给出了一个简单语法的ATN。ATN匹配的文法和原始文法规则匹配的文法是相同的。

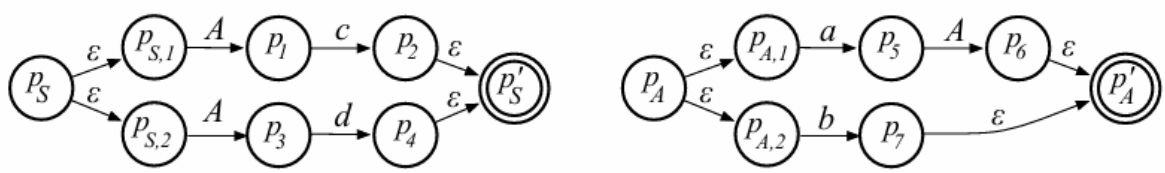


图4. $P = \{S \to Ac | Ad, A \to aA | b\}$时，文法$G$的ATN示意图

4.4 前看DFA

$ALL(*)$解析器使用前看$DFA(lookahead\ DFA)$记录从ATN模拟中得到的预测结果，而这些DFA拓展了能够产出(yield)产生式序号的接受状态。每个决策的产生式都有一个接受状态。

定义4.1 前看DFA是一类具有产出(yield)产生式序号的接受状态的DFA。对于谓词文法$G = (N, T, P, S, \Pi, \mathcal{M})$，$DFA\ M = (Q, \Sigma, \Delta, D_0, F)$，其中：

- Q是状态集合
- Σ是应用在转换边的字母$N \cup T \cup \Pi \cup \mathcal{M}$
- Δ是映射$Q \times (\Sigma \cup \epsilon) \to Q$的转换函数
- $D_0 \in Q$是起始状态
- $F \in Q = \{f_1, f_2, \ldots, f_n\}$是最终状态，每个产生式$prod.\ i$都有一个最终状态$f_i$

符号$a \in \Sigma$在Δ中的从状态p到状态q的一个转换形式为：$p \xrightarrow{a} q$，且当$p \xrightarrow{a} q'$时，有$q = q'$。

5. $ALL(*)$解析算法

经过正式化语法、ATN以及前看DFA，我们就可以介绍$ALL(*)$解析算法的关键功能了。本节会先总结这些功能以及它们是如何实现良好配合的，然后讨论一个关键的图数据结构，最后再介绍这些功能。在本节的最后部分，我们将会举例来说明这个算法的工作原理。

解析首先从函数$parse$开始，该函数的行为类似于自上而下的$LL(k)$解析函数，而$ALL(*)$解析器则使用一个特殊的$adaptivePredict$函数来预测产生式，而非寻常的"判断接下来的k个词法单元类型"的机制。函数$adaptivePredict$会为形如决策点$A \to \alpha_1|\ldots|\alpha_n$使用一个表示了原谓词文法的ATN来进行模拟，以选择合适的产生式进行展开。

从概念上来说，预测本身是当前解析器调用栈γ_0、用户状态$\mathbb{S}$（如果A具有谓词）的一个函数。为提高效率，预测会尽可能地忽略γ_0（第3.1节），并使用w_r中的最短前看序列。

为避免对相同输入和非终结符的重复ATN模拟，$adaptivePredict$会为每一个非终结符装配一个DFA，并且该DFA缓存了输入-产生式的映射关系。回想一下，每个DFA的状态D，都是在匹配前看符号后，ATN可能到达的构造集合。函数$adaptivePredict$调用$startState$来创建初始化DFA状态D_0，然后接着调用$SLLpredict$开始接下来的模拟。

函数$SLLpredict$为前看DFA添加能够通过重复调用$target$函数匹配某些或全部w_r的路径。函数$target$会使用类似于子集构造算法里的$move$(前移)和$closure$(闭包)操作，计算从当前DFA状态D到目标状态D'。函数$move$会查找在当前输入符号下所有可达的ATN构造，而$closure$会在不遍历一个终结符边的情况下查找所有可达的ATN构造。上述算法和子集构造的主要区别就在$closure$模拟了和非终结符相关的ATN子机的调用和返回。

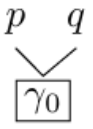
如果SLL模拟发现了一个（产生式预测）冲突（第5.3节），$SLLpredict$会将已输入的进行回退，然后重新调用$LLpredict$去重试产生式的预测，而这一次的预测将会参考γ_0。函数$LLpredict$和$SLLpredict$类似，只不过不会更新非终结符的DFA，因为在整个调用栈的上下文中，DFA必须是非调用栈敏感的（译者注：如果DFA受到调用栈γ_0敏感的$LLpredict$预测而发生了改变，那么退出$LLpredict$调用之后的非调用栈敏感的$SLLpredict$的行为将会变得不准确）。而被$LLpredict$在ATN构造集里发现的（产生式预测）冲突则代表了一个语法二义性。两个预测函数都会使用函数$getConflictSetsPerLoc$（译者注：应该是 get conflict sets per location）来检测冲突，即相同的解析器进度(parser location)却预测了不同的产生式。为避免不必要的$LLpredict$切换，当$getConflictSetsPerLoc$报告了一个冲突时，$SLLpredict$会使用$getProdSetsPerState$来看看是否还留有一个潜在的非冲突的DFA解析路径。如果的确存在，那还是值得继续使用$SLLpredict$，万一接着在更多的前看符号下解决了冲突呢，这时候就不需要求助于整套的LL解析了。

在详细描述上述的函数前，我们先回顾一下基本的图数据结构，这将用于高效的管理多个调用栈，就如同GLL和GLR。

5.1 图结构（graph-structured）调用栈

实现$ALL(*)$预测算法的最简单的方式就是使用经典的回溯可达法：为每个α_i启动一个子解析器。由于回溯的子解析器不知道何时终止解析（因为它们不知道其他子解析器的状态），所以子解析器会消耗所有的剩余输入。独立的子解析器会导致指数级别的时间复杂度。不过我们可以通过让预测的子解析器在验证整个w_r时保持一致的步调（"同步向前"），来解决上述的问题。当只有一个子解析器还在执行，而其他子解析器都已经销毁，或者是：当预测发现了冲突，此时，预测工作将会在消耗前缀$u \preceq w_r$时终止。"同步向前"也同样为子解析器之间共享调用栈提供了可能，避免了重复的计算。

处于ATN状态p的两个子解析器共享相同的ATN栈顶，$q\gamma_1$和$q\gamma_2$，它们将相互映射彼此的行为，直到模拟工作将q从它们的栈中弹出。预测工作可以通过合并栈来将这些子解析器视为一个解析器。我们在DFA状态中将形如(p, i, γ_1)和(p, i, γ_2)的所有构造的栈进行合并，用一个图结构栈$(GSS$ graph-structured-stack$)\Gamma = \gamma_1 \uplus \gamma_2$构成一个通用的构造$(p, i, \Gamma)$，其中$\uplus$表示图的合并。$\Gamma$可以是空栈$[]$，可以是一个特殊的用于$SLL$预测（稍后讨论）的栈$\#$，也可以是单个独立的栈，或者是栈节点图。通过将单个独立的栈合并到GSS中，降低了潜在的复杂度指数：从指数复杂度降低为线性复杂度（定理6.4）。为表示GSS，我们使用一个不可变的、最大化共享节点的图数据结构来进行表示。下面是两个共享解析器栈γ_0的例子：

$p\gamma_0 \uplus q\gamma_0 =$ 

$q\Gamma\gamma_0 \uplus q\Gamma'\gamma_0 =$ 

在接下来的函数中，所有对构造集的加法操作（如操作符+=）都会隐式地合并栈。

有一种特殊情况会与预测开始时的栈条件有关。Γ必须区分栈究竟是空栈还是无栈的情况。对于LL预测来说，初始化ATN模拟的栈才是当前解析器的调用栈γ_0。只有当决策入口规则是起始符号时，初始栈才会是空的，即γ_0=$[]$。另一方面，非栈敏感的SLL预测，则会忽略掉解析器调用栈并使用一个初始栈$\#$，这表示该解析工作过程中没有栈相关的信息。当计算构造的$closure$（函数7）表示子机终止状态时，这一区别就显得尤为重要。在没有解析器栈相关信息时，从决策入口规则A返回的子解析器必须考虑所有可能的调用地点；也就是说，$closure$要能够看见构造$(p'_A, -, \#)$。

对于LL预测来说，空栈$[]$的处理就和其他的节点一样：$\Gamma \uplus []$会产生（yield）和集合$\{\Gamma, []\}$等价的图，这意味着Γ和空栈$[]$都有可能出现。不过将状态p压入空栈$[]$产生的是$p[]$而不是p，这是因为在弹出p的时候，我们必须要保留一个空栈的符号$[]$。而对于SLL预测，任何的图Γ都有$\Gamma \uplus \# = \#$，这是因为$\#$就和通配符（wildcard）一样，代表了所有的栈。因此通配符包含任意Γ。将状态p压入$\#$产生$p\#$。

5.2 ALL(*)解析函数

现在，我们可以介绍$ALL(*)$的关键函数了，我们将它们用框圈出来，并在本节的正文中不时提到。我们的讨论遵循自上而下的顺序并且假设语法G对应的ATN，语义状态$\mathbb{S}$，创建中的DFA，以及$input$（输入）都在算法的所有函数范围内，并且语义谓词（semantic predicates）和动作（action）能够直接访问状态$\mathbb{S}$。

parse函数：$parse$函数是解析的入口主函数（见函数1），该函数在起始符号，也就是函数参数S，初始化解析工作。该函数首先初始化模拟工作工作中的调用栈γ，并设置为空栈，接着设置ATN状态"游标(cursor)"p指向$p_{S,i}$。预测S产生式序号的ATN状态将会被函数$adaptivePredict$预测出来。该函数在游标达到子机的终止状态p'_S之前都会不断进行循环。如果游标达到了另一个子机的终止状态p'_B，$parse$函数通过从栈中弹出状态q，并移动p到q来模拟“返回(return)”。

Function 1 : $parse(S)$
γ:=[]; $i := adaptivePredict(S, \gamma)$; $p := p_{S,i}$;
while $true$ **do**
  if $p = p'_B$ $(i.e.,$ p is a rule stop state$)$ **then**
    if $B = S$ (finished matching start rule S) **then return;**
    else let $\gamma = q\gamma'$ **in** $\gamma := \gamma'$; $p := q$;
  else
    switch t *where* $p \xrightarrow{t} q$ **do**
      case b : $(i.e.,$ terminal symbol transition$)$
        if $b = input.curr()$ **then**
          $p := q$;
          $input.advance()$;
        else $parse\ error$;
      case B :
        $\gamma := q\gamma$;
        $i := adaptivePredict(B, \gamma)$;
        $p := p_{B,i}$;
      case μ :
        $\mathbb{S} := \mu\mathbb{S}$;
        $p := q$;
      case π :
        if $\pi\mathbb{S}$ **then** $p := q$
        else $parse\ error$;
      case ϵ :
        $p := q$
    endsw

函数1. parse函数

对于不处于终止状态的的p，$parse$函数则会处理$p \xrightarrow{t} q$的ATN转换(transition)。由于ATN的构建方式，p的向前转换只会存在一个。如果t是终结符转换边上的符号并且当前输入符号也满足t，$parse$则会转换到该边，并移动到下一个符号。如果t是一个引用了一些B的非终结符号，$parse$函数则会模拟一个子机的调用：将返回状态q压入栈中，接着将B和压入q的栈作为参数调用$adaptivePredict$，得到合适的产生式序号，最后设置新的游标，更新状态p。对于动作边来说，$parse$函数会根据修改器μ更新状态并转换到q。对于谓词边，$parse$函数只有在谓词π为`true`的时候才会进行转换。而对于ϵ来说，$parse$函数会直接移动到q。$parse$函数并不会在文件（或输入流）的末尾显式地检测解析的终止状态，因为应用构建中，如在开发环境下，我们是需要解析不连续的输入。

adaptivePredict函数：$parse$函数会调用$adaptivePredict$函数（函数2）来预测产生式。$adaptivePredict$是一个能够对非终结符A并结合当前的解析器调用栈γ_0进行解析决策的函数。由于校验谓词只会在预测工作的LL全模拟中出现，所以当至少有一个产生式被谓词推导出时，$adaptivePredict$函数才会选择走$LLpredict$调用。而对于还没有DFA的决策，$adaptivePredict$函数会创建一个起始状态为D_0的dfa_A，并为调用$SLLpredict$来为解析添加DFA路径做好准备工作。

Function 2 : $adaptivePredict(A, \gamma_0)$ **returns** int alt
$start := input.index(); // checkpoint\ input$
if $\exists A \to \pi_i \alpha_i$ **then**
  $alt := LLpredict(A, start, \gamma_0)$;
  $input.seek(start); // undo\ stream\ position\ changes$
  return alt;
if $\nexists dfa_A$ **then**
  $D_0 := startState(A, \#)$;
  $F_{DFA} := \{f_i | f_i := \text{DFA\_State}(i) \forall A \to \alpha_i\}$;
  $Q_{DFA} := D_0 \cup F_{DFA} \cup D_{error}$;
  $dfa_A := DFA(Q_{DFA}, \Sigma_{DFA} = T, \Delta_{DFA} = \varnothing, D_0, F_{DFA})$;
$alt := SLLpredict(A, D_0, start, \gamma_0)$;
$input.seek(start)$; $// undo\ stream\ position\ changes$
return alt;

函数 2. adaptivePredict函数

D_0是不需要通过遍历转换边就能达到的ATN构造集合。函数$adaptivePredict$同样会构建最终状态F_{DFA}集合，其中包含非终结符A的每个产生式对应的最终状态f_i。而DFA状态集Q_{DFA}是D_0、F_{DFA}以及错误状态集合D_{error}的并集。词汇表Σ_{DFA}是语法终结符T的集合。而对于存在DFA的非谓词化决策，$adaptivePredict$会调用$SLLpredict$从DFA中获取一个产生式预测，并很可能在此过程中通过ATN模拟拓展DFA。最后，由于$adaptivePredict$进行的是前看而非解析，所以它必须撤销在输入游标上所做出的任何更改：通过在函数进入时，捕获此时的输入索引$start$，然后在返回时将输入游标回退到$start$。

startState函数：为创建DFA起始状态D_0，$startState$（函数3）会为每个$A \to \alpha_i$和$A \to \pi_i \alpha_i$（如果π_i校验为`true`的话）添加构造$(p_{A,i}, i, \gamma)$。当在$adaptivePredict$函数中调用此函数时，如果在SLL预测的情况下，调用栈γ参数则为特殊符号$\#$，表示"没有解析器调用栈信息"；而在$LLpredict$预测的情况下，参数γ则为初始解析器调用栈γ_0。D_0的构造将会在计算$closure$（闭包）后完成。

Function 3 : $startState(A, \gamma)$ **returns** DFA_State D_0
$D_0 := \varnothing$;
foreach $p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \in \Delta_{ATN}$ **do**;
  if $p_A \xrightarrow{\epsilon} p_{A,i} \xrightarrow{\pi_i} p$ **then** $\pi := \pi_i$ **else** $\pi := \epsilon$;
  if π=ϵ *or* $eval(\pi_i)$ **then** $D_0 += closure(\{\}, D_0, (p_{A,i}, i, \gamma))$;
return D_0;

函数 3. startState函数

SLLpredict函数：$SLLpredict$函数（函数4）同时执行DFA和SLL ATN模拟，增量地向DFA添加解析路径。在最好的情况下，对于前缀$u \preceq w_r$和某个产生式编号i，已经存在一条从D_0到接受状态f_i的DFA路径。在最坏的情况下，序列u里的所有符号a都会走一遍ATN模拟。$SLLpredict$函数里的主循环会在a上找到一条从DFA状态游标D发出的边，或者通过$target$函数计算出一条新的边。

Function 4 : $SLLpredict(A, D_0, start, \gamma_0)$ **returns** int prod
$a := input.curr()$; $D := D_0$;
while $true$ **do**
  let D' be DFA target $D \xrightarrow{a} D'$;
  if $\nexists D'$ **then** $D' := target(D, a)$;
  if $D' = D_{error}$ **then** $parse\ error$;
  if D' stack sensitive **then**
    $input.seek(start)$; **return** $LLpredict(A, start, \gamma_0)$;
  if $D' = f_i \in F_{DFA}$ **then return** i;
  $D := D'$; $a := input.next()$;

函数 4. SLLpredict函数

$target$函数可能计算出一个已存在于DFA中的目标状态$\underline{D'}$并将其返回，在这种情况下，$\underline{D'}$可能存在已经被计算出来的发散边，所以我们继续走$\underline{D'}$的覆盖赋值和循环（ATN模拟）是很低效的，故而在下一次迭代中，$SLLpredict$函数将会考虑直接选取$\underline{D'}$的发散边走DFA模拟，来提高解析效率。

一旦$SLLpredict$函数获得了一个目标状态D'，它会对是否存在解析错误、调用栈是否敏感以及完成度进行检测。如果$target$函数标记了D'为栈敏感的，那么就要求此时的预测工作要变成全LL模拟，于是$SLLpredict$函数将会调用$LLpredict$函数。如果$target$函数返回的D'是接受状态f_i，$SLLpredict$将会返回i，当然，在这种情况下，D'中的所有构造都预测了相同的产生式i；此时，后续的分析工作将不必再继续了，算法也可以在此时终止。而对于其他任何D'来说，算法会不断更新$D := D'$，然后获取下一个符号，继续迭代。

target函数：$target$函数使用一种组合的$move$-$closure$操作，来对每一个终结符$a \in T$作用在状态D时，找到可达的ATN构造。函数$move$则通过直接走终结符a的转换边来计算出可达的构造：

$$move(D, a) = \{(q, i, T) \mid p \xrightarrow{a} q,\ (p, i, T) \in D\}$$

这些构造以及其$closure$构成了D'。如果D'是空的，那么没有产生式是有效的，因为在当前的状态下，没有输入能够匹配终结符a，所以$target$函数将会返回错误状态D_{error}。如果D'的所有构造都预测同一个产生式序号i，$target$函数将会添加一条转换边$D \xrightarrow{a} f_i$并且返回接受状态f_i。如果D'存在冲突的构造，那么$target$函数将会标记D'是栈敏感的。造成这种冲突可能是语法本身的二义性或者是SLL解析方式缺乏栈信息的缺点导致的（冲突(conflicts)以及$getConflictSetsPerLoc$函数和$getProdSetsPerState$函数将会在5.3节中介绍）。$target$函数最终会以添加状态D'的方式结束，但如果此时DFA中还没有等效的状态$\underline{D'}$，$target$函数将会再添加一条转换边$D \xrightarrow{a} D'$。

Function 5 : $target(D, a)$ **returns** DFA_state D'
$mv := move(D, a)$;
$D' := \bigcup_{c \in mv} closure(\{\}, c)$;
if $D' = \varnothing$ **then**
  Δ_{DFA}+ =$D \xrightarrow{a} D_{error}$;
  return D_{error};
if $\{j \mid (-, j, -) \in D'\} = \{i\}$ **then**
  Δ_{DFA}+ =$D \xrightarrow{a} f_i$;
  return f_i; // Predict rule i
// look for a conflict among configurations of D'
$a\_conflict := \exists alts \in getConflictSetsPerLoc(D') : |alts| > 1$;
$viable\_alt := \exists alts \in getProdSetsPerState(D') : |alts| = 1$;
if $a\_conflict$ and $not\ viable\_alt$ **then**
  mark D' as stack sensitive;
if $D' := \underline{D'} \in Q_{DFA}$ **then**
  $D' := \underline{D'}$;
else
  Q_{DFA}+ =D';
  Δ_{DFA}+ =$D \xrightarrow{a} D'$;
return D';

函数 5. target函数

LLpredict函数：

---

1. ANTLR以前的版本支持语法谓词($syntactic\ predicates$)，以消除能够导致静态语法分析失败的二义性；但由于$ALL(*)$具有动态解析的能力，故ANTLR4不需要这一功能 ↩

2. 组件i并不存在于GLL、GLR或Early的解析机构造中 ↩