带有受限缩并规则的兰贝克演算的模型论*

张晓君 (厦门大学哲学系 福建厦门 361005)

[中图分类号]B81 [文献标识码]A [文章编号]1002-8862(2011)08-0097-06

自然语言是一个由较小语言成分逐步递增地形成较大语言成分的符号体系，这就是自然语言的毗连性 (concatenation)。通过毗连，自然语言符号串可以逐步增长扩张，这就是自然语言的生成性 (generation)。自然语言的毗连生成体现出由小到大的递增性，弗雷格 (Frege) 用语句函项的思想来分析其构造过程，即把某一语言成分当作函项，把旁边的成分当作函项的主目，把两个成分的毗连当作函项运算获得的结果。这就是范畴类型逻辑从运算的角度揭示自然语言构造规律的基本思想。在范畴类型逻辑看来，自然语言的毗连生成是一种函项运算，为了揭示这种运算的规律，就需要对自然语言的表达式进行分类编码。其中有些类别作为函项，而另一些类别则是函项运算的主目，区分这些类别的编码就是范畴，范畴类型逻辑正是通过范畴之间的运算来刻画自然语言的毗连生成。[1]

例如：在自然语言中，普遍存在着类似“John hits Mary”这样的语句，其中的及物动词 hits具有双重不完全性，它需要两个范畴标记为 np的名词短语或专名才能毗连生成为范畴标记为 s的语句。这就使得我们在对这样的语言事实进行适当的形式化描述和信息处理时，需要找到能够分别描述出现在及物动词左边和右边的 np所蕴含的信息的方法。为此，巴-希勒尔 (Bar-Hillel) 于 1953年引入了范畴形式为 B/A的向前搜寻函子 (forward looking functors) 以及范畴形式为 A、B的向后搜寻函子 (backward looking functors)。[2] B/A要求所缺失的部分在其右边，且“/”在句法上起着联结词的作用，“/”叫作“右斜线 (right slash)”。当函子范畴 B/A对其右边的主目范畴 A进行运算时，就得到取值范畴 B，即 B/A + A = B。类似地，A\B要求所缺失的部分在其左边，且“\”在句法上也起着联结词的作用，“\”叫做“左斜线 (left slash)”。当函子范畴 A、B对其左边的主目范畴 A进行运算时，就得到取值范畴 B，即 A + A\B = B。“/”与“\”这两个毗连算子的引入使得我们可以通过范畴之间的运算来刻画自然语言的毗连生成性，自然语言的毗连生成性是范畴语法解决问题的突破口。自然语言的毗连生成性符合意义组合原则的这个逻辑语义学的基本思想，范畴语法也因此在语言表达式的语形和语义方面都满足组合性原则，这也是范畴语法的研究受到普遍关注的原因之一。邹崇理先生对右斜线和左斜线进行过深入细致的研究。[3]本文把研究重点直接转向照应线 (anaphora slash)“|”。

需要说明的是，虽然函子范畴与函项算子有所区别：函子范畴具有运算的方向性，且函子范畴的写法已经表明其主目范畴和取值范畴分别是什么，但是函子范畴与函项算子的共同点是它们都具有运算功能。为了便于记忆和理解，在本文中，把“左斜线 \”、“右斜线 /”和“照应线|”这三个函项算子分别称作“左毗连算子”、“右毗连算子”和“照应算子”。本文还将用到表示相邻范畴直接毗连的乘法算子“•”，例如，A•B表示两个相邻范畴 A与 B直接毗连生成复合范畴 A•B。

* 本文由国家社会科学基金项目“面向自然语言信息处理的范畴类型逻辑研究”资助 (项目编号：09BZX046)。

一 兰贝克演算

范畴类型逻辑是使用运算和推演的手段描述自然语言的形式化工具，其核心思想就是：语言认知就是数学计算，语法分析就是逻辑推演。莫特盖特 (Moortgat) 用三个等式概括出范畴类型逻辑的思想精髓：认知 = 计算；语法 = 逻辑；分析 = 演绎。范畴类型逻辑的发展可以分为以下五个阶段：古典范畴语法 (简称范畴语法)、兰贝克演算、蒙太格语法、类型逻辑语义学和语法逻辑。[4] 其中，范畴语法是范畴类型逻辑的基础，兰贝克演算是范畴类型逻辑的一个重要的发展阶段和重要的形式系统。

1958年数学家兰贝克提出了兰贝克演算 (Lambek Calculus, 简记为 L)，它是从句法的角度来表现范畴语法的一种代数系统，其目的是获得一个能行的算法来区分语言中句子和非句子。兰贝克演算是古典范畴语法的进一步发展，它继承了范畴运算的思想，并把范畴运算当作逻辑推演，而且用逻辑系统的定理来揭示范畴运算的句法规则。简言之，兰贝克演算就是关于范畴推演的逻辑系统。此外，兰贝克演算还采用根岑提出的关于直觉主义命题逻辑的判定程序方法解决了系统的判定问题。兰贝克演算可在机器翻译中用作源语言的输入文本的句法分析，并可以表明如何输出作为目标语言的合语法的句子。[5]

1983年范本特姆 (van Benthem) 从句法角度为兰贝克演算配上了 λ-词项，这使得兰贝克演算演变成建立在类型逻辑语义学基础上的范畴语法。1995年卡彭特 (Carpenter) 引进根岑后承表述方式对兰贝克演算加以改进，使其更加接近逻辑。这是因为：这样的兰贝克演算的范畴符号与蕴涵逻辑的命题变项、范畴的斜线 (slash) 联结词与命题的蕴涵联结词之间存在某种对应，这说明范畴的合语法的范畴化与逻辑系统的有效演绎之间在结构上是相似的。[6]

2005年，贾戈尔 (Jäger) 建立了带有受限缩并规则的兰贝克演算 (Lambek Calculus with Limited Contraction, 简称 LLC逻辑)，LLC逻辑能够简明高效地处理自然语言中的诸多照应现象[7]。兰贝克演算 L及其扩张系统 LLC逻辑受到现代逻辑、理论语言学和自然语言信息处理等领域的普遍关注，其体现出的逻辑推演、语言计算和信息处理的精神，对自然语言的计算机自动分析产生了深刻的影响。

二 带有受限缩并规则的兰贝克演算

照应现象是自然语言中非常普遍的现象，是对自然语言进行信息处理绕不开的重点和难点内容之一，语言学界、逻辑学界和计算机科学界一直在为寻找简洁高效的处理方法而苦苦地“上下求索”，因此，出现了各种各样的处理照应现象的方法。比如：仅在 20世纪 90年代，坎普 (Kamp) 和海姆 (Heim) 提出了话语表现理论[8]，胡能迪克 (Groenendijk) 与斯托克霍夫 (Stikhof) 提出了动态谓词逻辑[9]和动态蒙太格语法[10]。再比如：对于像“John hits himself”中的反身代词“himself”这样的照应关系，就有六种范畴处理方法[11]。通过对扎波雷斯 (Szabolcsi, 1990)[12]、莫特盖特 (Moortgat, 1996)[13]、莫利尔 (Morrill, 2000)[14]、亨普尔 (Hepple, 1990)[15] 以及雅各布森 (Jacobson, 1996)[16] 等人处理照应现象的方法进行认真细致的比较后，贾戈尔对亨普尔和雅各布森处理照应现象的方法进行了改良。为了强调与左毗连算子“\”和右毗连算子“/”的相似性，2005年，贾戈尔引入了照应算子“|”，并用“A|B”来表示一个范畴为 A的语言符号需要一个范畴为 B的先行词，从而另辟蹊径来处理代词照应现象，并把这一方法用来分析更广泛的自然语言的照应现象。为此，贾戈尔通过下面的定义 1对范畴机制进行了扩张：

定义 **1** (1) 如果 A、B是范畴，则 A|B也是一个范畴；(2) $\tau(A|B) = \langle \tau(B), \tau(A) \rangle$。

这样，代词的相应范畴就是 np|np，并用“himself—λx.x: np|np”来表示 himself这个词条。这里的 τ是把范畴转变为类型的函数。

为了简明高效地处理照应现象，贾戈尔试图对类型逻辑语法的兰贝克演算 L的核心部分加以扩张，以求用一种综合各家之长的方法来处理照应现象。在研究了各种处理照应现象的方法后，他认识到：语言资源的多次使用应该是在句法层面而不应该在词汇层面上进行；代词的意义应该看作是个体上的恒等函数；在类型逻辑语法下进行的照应现象分析应该在兰贝克演算 L的一个扩张系统中进行表述。[17]

为了得到比语法组合逻辑具有更强处理能力的逻辑，受雅各布森工作的启发，2005年，贾戈尔使用照应算子“|”这一新的联结词对兰贝克演算 L进行了保守性的扩张，并把受限的缩并规则直接糅合到这一新联结词的逻辑规则中，从而得到了带有受限缩并规则的兰贝克演算，即 LLC逻辑。[18]

在 LLC 逻辑中，在原子范畴 A 的聚合上的范畴 F 的集合可以定义为：

定义 **2** $F ::= A,\ F\backslash F,\ F\bullet F,\ F/F,\ F|F$

定义 **3** 一个语言符号的范畴为 A|B，当且仅当，该语言符号需要一个范畴为 B的先行词，如果存在这样的先行词，则该语言符号就具有像范畴为 A 的一个词项的特征。

从语义上讲，每一个代词都对应着一个恒等函数；从句法上讲，在 LLC 逻辑中，照应算子的引入使得 A|B 成为照应表达式的范畴，因此，代词的范畴就是 np|np。[19]

由于 LLC 逻辑是兰贝克演算 L的一个扩张系统，因此要讨论 LLC逻辑的模型论，我们就有必要先讨论兰贝克演算 L的模型论。

三 兰贝克演算的模型论

兰贝克演算 L以及与其类似的类型逻辑演算常常用于自然语言的信息处理中。比如：像 np, np\s⇒s 这样的序列表示：一个范畴为 np的语言条目右毗连一个范畴为 np\s的语言条目，就可以组成一个范畴为 s的复杂条目。兰贝克演算 L的模型论就是研究句法范畴与其所划分的语言对象的集合之间关系。

这里需要说明的是，模型论是语义学的一个分支，它通过逻辑公式的方式对数学结构、映射、集合等进行分类。我们可以根据哪些逻辑语句在模型中为真对结构进行分类。“模型”这一术语最初源于“结构 A 是语句 ϕ的模型”，即 ϕ 在 A 中为真。模型论理论学家常常在寻找为给定语句构造模型的方式，因此绝大部分模型论更直接地是关于构造的理论，仅仅间接地是关于分类的理论。[20]

在标准模态逻辑的可能世界语义学中，一元模态词是相对于可能世界之间的二元可及关系来加以解释的。受此启发，作为子结构逻辑语义学的兰贝克演算 L的模型论通常采取在三元框架中进行解释的方式：兰贝克演算 L中的二元算子 \、•、/以及相关算子是相对于三元关系进行解释的。[21]

定义 **4** 三元框架

一个三元框架 F=〈W, R〉是由一个非空点集 W 与在 W 上的三元关系 $R\subseteq W^3$ 组成。

具有结合性的兰贝克演算 L与结合框架这一特殊的三元框架有关。

定义 **5** 结合框架 (associative frames)

一个框架 F=〈W, R〉是结合框架，当且仅当，对于所有的 x、y、z、u、v∈W 而言，满足下面两个结合律公设：(1) $Rxyz, Rzuv \rightarrow \exists w\in W. Rwyu, Rxwv$ 且 (2) $Rxyz, Rzuv \rightarrow \exists w\in W. Rwvz, Rxyw$

这里的集合 W 可以看作是语言符号的集合，而 Rxyz的直观意思是 x可以按照先 y后 z的顺序分成 y与 z。上面这两个结合律公设说明语言的组合具有结合性。比如，这里的公设 1可以用初等树来表示，其中第一个元素为根，其他两个元素为叶子；具体地说，在 Rxyz中 x是根，并按照先 y后 z的顺序分成 y与 z这两片叶子。

如果添加公式的解释函数，此结合框架就变成兰贝克演算 L的模型。

定义 **6** 兰贝克演算 L的模型

$M=\langle W,R,f\rangle$ 是兰贝克演算L的模型，当且仅当，$\langle W,R\rangle$ 是结合框架，而且 f 是从基本范畴的集合到 W 的子集的函数。

我们可以把该函数 f 扩展成所有的句法范畴和范畴串的解释函数：

定义 **7** 兰贝克演算L的解释

令 B 是基本范畴的集合，$M=\langle W,R,f\rangle$ 是兰贝克演算L的模型，则：

(1) $\|p\|_M=f(p)$，当且仅当，$p\in B$；

(2) $\|A\bullet B\|_M=\{x\mid\exists y\in\|A\|_M\exists z\in\|B\|_M.Rxyz\}$；

(3) $\|A\backslash B\|_M=\{x\mid\forall y\in\|A\|_M\forall z.Rzyx\rightarrow z\in\|B\|_M\}$；

(4) $\|A/B\|_M=\{x\mid\forall y\in\|B\|_M\forall z\,Rzxy\rightarrow z\in\|A\|_M\}$；

(5) $\|X,Y\|_M=\{x\mid\exists y\in\|X\|_M\exists z\in\|Y\|_M.Rxyz\}$。

我们说一个对象 w 相对于模型 M 而言验证了一个公式或序列(sequence) X，当且仅当，w 是相对于 M 而言 X 的解释。我们说一个序列 $X\Rightarrow A$ 是有效的，当且仅当，该序列总是为真；即无论何时，对象 w 都可以在模型 M 中验证前件 X，也可以相对于模型 M 验证后件 A。

由定义7可以看出：兰贝克演算L的模型和解释都体现了自然语言的毗连生成性，这揭示了范畴运算本身伴随自然语言的毗连，以及范畴运算就是逻辑推演的思想。

1992年，多森(Došen)[22]证明了下面的定理：

定理 **1** 兰贝克演算L的有效性

$\vDash X\Rightarrow A$，当且仅当，对于兰贝克演算L的每个模型 M 而言，$\|X\|_M\subseteq\|A\|_M$。

多森[1992]证明了兰贝克演算L相对于这种三元框架类而言既是可靠的又是完全的，即兰贝克演算L的定理恰好是那些有效的序列，这可表示为：$L\vDash X\Rightarrow A$，当且仅当，$\vDash X\Rightarrow A$。

在关系框架中给出解释的方法是一种非常普遍的方法，而且我们可以通过各种方法对定理1得到的结果加以扩展。比如：我们可以在三元框架中考察二元剩余算子族(a family of binary residuated operators)的解释，一般而言，任意的n-元剩余算子族都可以相对于n+1-元关系进行解释。

在结构规则和框架条件之间存在着紧密的对应关系：具有结合性的兰贝克演算L与R上的结合性条件对应。不具有结合性的兰贝克演算对于所有的三元框架类而言既是可靠的又是完全的。$Rxyz\leftrightarrow Rxzy$ 对应于能够被不具有结合性但却具有交换性的兰贝克演算所刻画的框架类。1995年，库托尼娜(Kurtonina)详细论述了框架条件与结构规则之间的对应关系。[23]

相对于这种三元框架的特殊子类而言，兰贝克演算L也是完全的。例如，1992年，多森的研究表明：兰贝克演算L相对于有序广群(ordered groupoids)而言是完全的。其基本思路是：如果在有序广群中考察解释，对象的集合就是具有一个二元结合关系"+"和一个前序"≤"的一个代数，那么 $Rxyz$ 就可以定义成 $y+z\leqslant x$。再例如，有序广群的一个更加具体的子类就是语言框架，其中 W 是字符串(strings)的集合，$Rxyz$ 的意思就是 $x=yz$。1994年，彭提斯(Pentus)[24]证明了：兰贝克演算L相对于这种框架类而言也是完全的。而早在1991年，范本特姆[25]就提出这样的解释：把 W 与状态 S 上的某个集合的对(pairs)的集合等同起来，那么类型就可以解释成对的集合，即二元关系；这样，三元关系 R 可以定义为：$R(ab)(cd)(ef)$ 当且仅当 $a=c$，$d=e$ 且 $f=b$。

结语：带有受限缩并规则的兰贝克演算的模型论

照应算子是一个超内涵算子：即使两个范畴A与B可以相互推出，C|A与C|B未必可以相互推出。例如，在LLC逻辑中，$A\bullet(B\bullet C)\Leftrightarrow(A\bullet B)\bullet C$ 成立，但是，

$\mathrm{LLC} \nvdash C|(A\bullet(B\bullet C))\Rightarrow C|((A\bullet B)\bullet C)$ 且 $\mathrm{LLC} \nvdash C|((A\bullet B)\bullet C)\Rightarrow C|(A\bullet(B\bullet C))$

这就使得沿着兰贝克演算 L语义学的思路为 LLC逻辑发展出既可靠又完全的模型论变得尤为困难。这是因为: 一个范畴的内涵 (点集可以验证该内涵) 可以由其直接组成成分的内涵通过组合性的方式推导出。如果有效被定义成在所有模型中为真, 而且解释既是可靠的又是完全的, 那么两个可以相互推出的内涵就会被同样的一些点验证。因此, 这两个内涵就有着同样的内涵, 而且在更为复杂的范畴中它们是可以相互交换的。为了处理自然语言中像 "the boy who knows old men and women" 等结构歧义, 贾戈尔于 2005年找到了下面这样一个既可靠又完全的模型, 从而给出了 LLC逻辑的理论上的解释: [26]

定义 **8**　LLC逻辑的模型

LLC的模型 M 是一个六元组 $\langle W, R, S, \sim, f, g\rangle$。其中, W 是一个非空的集合, $R, S\subseteq W^3$ 是 W 上的三元关系, $\langle W, R\rangle$ 是一个结合框架, $\sim\subseteq W^3$ 是 W 上的二元关系, f是从原子范畴到 W 的子集上的一个函数, g是从 LLC-范畴到 W 上的一个函数, 且下面的五个公设成立:

(1) $\forall xyzwu.\ Rxyz\wedge Szwu\rightarrow\exists v.\ Sxvu\wedge Rvyw$;

(2) $\forall xyzwu.\ Rxyz\wedge Sywu\rightarrow\exists v.\ Sxvu\wedge Rwvz$;

(3) $\forall xyzwuv.\ Rxyz\wedge Sywu\wedge Szvu\rightarrow\exists r.\ Sxru\wedge Rrwv$;

(4) $\forall xyzwu.\ Rxyz\wedge Szwu\wedge y\sim u\rightarrow Rxyw$;

(5) $\forall Aw.\ w\in\|A\|_M\rightarrow w\sim g(A)$。

这里需要说明的是: 在模型 M 中的范畴 A 的解释既依赖于该范畴在 ‖ (‖下的值, 即像通常那样是相对于所有范畴的 f的组合性外延, 又依赖于在 g中该范畴的值。由于这里不要求 g在其主目的句法结构上被递归定义, 因此两个可以相互推出的范畴相对于 g而言可以有不同的解释, 这符合了照应算子的超内涵性的特征。定义 7的公设 (1) 与 (2) 表明照应槽 (anaphoric slots) 能够从较小的词条传递到较大的词条; 公设 (3) 表明几个照应槽可以不经过实际的处理而直接进行合并; 公设 (4) 主要是处理照应关系, 其意思是: 如果一个复杂的符号串的右边部分具有照应关系, 那么其左边部分可以作为其右边部分的一个合适的先行词; 公设 (5) 与解释的两个方面有关, g (A) 可以看作是范畴 A 的一个被指定的代表, 该公设表明: 验证范畴的所有的点必须与该范畴的代表近似。

在 W 中的点之间的验证关系和范畴可以定义如下:

定义 **9**　LLC逻辑的解释

令 B是一个基础范畴的集合, $¾=\langle W, R, S, \sim, f, g\rangle$ 是 LLC的模型, 则:

(1) $\|p\|_{¾}=f(p)$, 当且仅当, $p\in B$;

(2) $\|A\bullet B\|_{¾}=\{x|\exists y\in\|A\|_{¾}\exists z\in\|B\|_{¾}.\ Rxyz\}$;

(3) $\|A\backslash B\|_{¾}=\{x|\forall y\in\|A\|_{¾}\forall z.\ Rzyx\rightarrow z\in\|B\|_{¾}\}$;

(4) $\|A/B\|_{¾}=\{x|\forall y\in\|B\|_{¾}\forall z.\ Rzxy\rightarrow z\in\|A\|_{¾}\}$;

(5) $\|X, Y\|_{¾}=\{x|\exists y\in\|X\|_{¾}\exists z\in\|Y\|_{¾}.\ Rxyz\}$;

(6) $\|X|Y\|_{¾}=\{x|\exists y\in\|A\|_{¾}\ Sxyg(B)\}$;

当我们把定义 7与定义 9进行对比就会发现, 这两个定义的条款 (1)–(5) 是类似的, 只不过定义 7是相对于三元组模型 $M=\langle W, R, f\rangle$ 而言的兰贝克演算 L的解释; 而定义 9是相对于六元组模型 $¾=\langle W, R, S, \sim, f, g\rangle$ 而言的 LLC逻辑的解释。很显然, 由于 LLC逻辑是在兰贝克演算 L的基础上引入了照应算子和受限缩并规则得到的扩张系统, 因此定义 9就必须给出对照应算子的解释, 即条款 (6)。

需要说明的是: 定义 9中的三元关系 R被看作是通常的句法合成, Rxyz的意思是如果 y与 z是按照先 y后 z的顺序相邻的话, 那么 y与 z就可以合成 x。除了合成需要经过照应处理外, 定义 9中的第二个关系 S与此类似, Sxyz的意思是, 假设与 z类似并能够作为照应关系的先行词可以找到的话, 那么 x可以转化为 y。x~y的意思是, x与 y近似, 但是这种近似关系不具有自返性、对称性和传递性。

2005年, 贾戈尔通过在兰贝克演算 L公理化版本的定义的基础上给出了 LLC逻辑的公理化版本的定义, 然后证明了 LLC逻辑的范畴序列表述与该公理化表述是等价的; 并以此为基础, 证明了 LLC逻辑的可靠性和完全性。[27]

如何充分挖掘带有受限缩并规则的兰贝克演算的潜能, 对汉语中的照应现象、省略现象、不连续现象等进行简明高效的信息处理, 有待我们做进一步的深入研究。

注 释

[1][3][4][5]邹崇理: 《范畴类型逻辑研究》, 中国社会科学出版社, 2008, 第 1-11页; 第 12-29页; 第 1页; 第 22-29页。

[2][7][11][18][21][26][27]G. Jäger, *Anaphora and Type Logical Grammar*, Springer, 2005, p. 2, pp. 121, pp. 76-118, pp. 119-121, pp. 56-61, pp. 144-148, pp. 148-153.

[6]邹崇理: 《自然语言逻辑研究》, 北京大学出版社, 2000, 第 239-240页。

[8]H. Kamp & U. Reyle, *Formal Logic and Discourse Representation Theory*, Kluwer Academic Press, 1993.

[9]J. Groenendijk & M. Stokhof, "Dynamic Predicate Logic", *Linguistics and Philosophy*, 1991, 14, pp. 39-100.

[10]J. Groenendijk and M. Stokhof, "Dynamic Montague Grammar", L. K ln n and L. P los (eds.), *Papers from the Second Symposium on Logic and Language*, 1990, pp. 3-48.

[12]A. Szabolcsi, "Combinatory Grammar and Projection from the Lexicon", I. Sag and A. Szabolcsi (eds.), *Lexical Matters*, CSLI, Standford, 1992.

[13]M. Moortgat, "Generalized Quantification and Discontinuous Type Constructors", W. Sijtsma and A. von Horck (eds.), *Discontinuous Constituency*, Berlin: De Gruyter, 1996.

[14]G. Morrill, "Type-logical Anaphora", *Report de Recerca* LSI-00-77-R, Departament de Llenguatges i Sistemes Inform tics, Universitat Polit cnica de Catalunya, 2000.

[15]M. Hepple, *The Grammar and Processing of Order and Dependency: A Categorial Approach*, PhD thesis, University of Edinburgh, 1990.

[16]P. Jacobson, "The Syntax/Semantics Interface in Categorial Grammar", S. Lappin (ed.), *The Handbook of Contemporary Semantics Theory*, Blackwell Publishers, 1996, pp. 89-116.

[17]张晓君、满海霞: 《带有受限缩并规则的兰贝克演算中的照应算子》, 《重庆理工大学学报》2011年第 4期。

[19]G. Jäger, "Indefinities and Sluicing. A Type-Logical Approach", semanticsarchive. net/Archive/DBmODhM/gjAC01. pdf, 2001, pp. 1-26.

[20]W. Hodges, *A Shorter Model Theory*, Cambridge University Press, p. vii.

[22]K. Došen, "A Brief Survey of Frames for the Lambek Calculus", *Zeitschrift f r Mathematische Logik und Grundlagen der Mathematik*, 1992, 38, pp. 179-187.

[23]N. Kurtonina, *Frames and Labels: A Modal Analysis of Categorial Inference*, PhD thesis, University of Utrecht, 1995.

[24]M. Pentus, "Language Completeness of the Lambek Calculus", *Proceedings of the Ninth Annual IEEE Symposium on Logic in Computer Science*, Montreal, 1994.

[25]J. van Benthem, *Language in Action*, Elsevier, Amsterdam, 1991.

(责任编辑 徐 兰)