*[逻辑·语言与认知] 主持人: 何向东

主持人语:逻辑语用学不同于一般语义学,内涵是语用学的一个重要概念,因为许多索引表达的外延确定依赖的是各组成部分的内涵。而讨论语境是语用学的一个典型特征。语用问题的形式化是大难题。正因为如此,蒙塔古的语用内涵逻辑具有重大意义和深远影响。《试析蒙塔古的语用内涵逻辑》一文,从分析语用学涉及的一些基本概念入手,对蒙塔古的逻辑语用学形式体系进行了分析评价。文章认为,蒙塔古的研究昭示,很多语用问题的研究只有通过形式化分析才能深入下去。

《基于先验前提的后验必然命题研究》一文,论述了克里普克关于后验必然命题的论证是基于"专名是严格指示词"这样一个前提,而这前提乃模态直觉的结果,也就是说它是先验的。文章认为,克里普克首先论证了专名之间的同一性命题是后验必然命题;在后验必然命题的论证中,克里普克除了提出具有相同指称的专名构成的同一性命题,还提出了至少有两类其他的在语义上相似于包含专名的同一性命题。

试析蒙塔古的语用内涵逻辑

蒋军利,唐晓嘉
(西南大学 政治与公共管理学院,重庆市 400715)

摘　要:逻辑语用学不同于一般语义学,它不仅相关某个解释或模型,而且还相关语言的语境来讨论真、满足、有效及逻辑后承等概念。讨论语境是语用学的一个典型特征。内涵是语用学的一个重要概念,因为许多索引表达的外延确定依赖的是各组成部分的内涵。一个复杂表达的内涵是其组成部分内涵的一个函项。蒙塔古构建的语用内涵逻辑对我们分析处理这类间接语境中内涵与外延间的关系有极大的启示。

关键词:语用学;语义学;内涵;外延;索引表达式;模型
中图分类号:B815　**文献标识码**:A　**文章编号**:1673-9841(2010)03-0059-07

"语用学"(pragmatics)一词是美国哲学家莫里斯(Morris)上世纪30年代提出来的[1]。莫里斯把符号学(semiotic)的研究分为三支:语形学(syntax)、语义学(semantics)和语用学。到了50年代,巴-希拉尔(Bar-Hillel)把语用学同皮尔士(Price)提出的所谓索引表达式(indexical expression)相联系[2],使语用学的研究有了明确的方向。

索引语词或语句与一般的语词或语句的区别在于,如果我们没有关于它们的使用语境的知识,就无法确定它们的指谓。从逻辑学角度用形式化方法讨论语用学的代表人物是蒙塔古(Montague),他指出,语用学并不是重新建立的一个完全不同于一般语义学的其他理论,它仍然要讨论真、满足及逻辑有效等概念,但是,它不仅是相关某个解释或模型,而且还要相关语言的语境来讨论这些语义概念[3]96。正是就这个意义而言,我们说语用学是语义学的扩展,讨论语境是语用学的一个典型特征。

相对于语形学和语义学,语用学更注重对自然语言的研究,许多语用问题的提出都源于对自然语言的逻辑分析。正是这个原因,一些基于语用学的理论,如蒙塔古语法(Montague Grammar),既在逻辑学界有很大影响,也被语言学界广泛接受。语用学对语言运用问题的研究,也使它成为语言哲学的主要内容。在我国,关于语用学一般理论的研究也有不少,但从形式化角度对语用学的研究却不多见,这不能不说是语用学研究的一个缺陷。很多语用问题的研究只有通过形式化分析才能深入下去,蒙塔古的研究成果充分说明了这一点。为此,本文拟从分析语用学涉及的一些基本概念入手,对蒙塔古的逻辑语用学形式体系进行分析评价。

一

卡尔纳普指出[3]96,如果我们知道什么东西使一个

* **收稿日期**:2009-12-12
作者简介:蒋军利(1980-),女,河南新乡人,西南大学政治与公共管理学院,博士研究生,主要研究现代逻辑。
通讯作者:唐晓嘉,教授,博士生导师。

语句被发现是真的,我们也就知道了它的意义是什么。我们把所有这些同决定语言表达式外延有关的可能情况叫做索引(indices)。因此,一个语句的意义在某种涵义上同我们决定它真或假的方法等同,而一个个体词项的意义相当于决定其指称的个体的方法,谓词的意义相当于决定其指称的对象序列集合的方法。由此我们把一个表达式的意义看作决定其外延的条件。

最早提出一个语言表达式的内涵是决定其外延的函项这一思想的是卡尔纳普,但是他只是把可能世界,他称之为描述状态(state-description)看作函项变域的模型。根据他的思想,一个语句的内涵是从可能世界到真值的函项,一个个体词的内涵是从可能世界到个体对象的函项,凡这样定义的内涵就叫做卡尔纳普内涵。蒙塔古与卡尔纳普不同,他把同决定外延有关的一揽子情况都纳入函项变项的定义范围[3]96,即把索引看作函项变域的模型,在他看来,语句的内涵是从索引到真值的函项,个体词的内涵是从索引到对象的函项,谓词的内涵则是从索引到对象序列集合的函项。

语用学所研究的就是与语境相关的索引表达式的语义问题,语用学把语境概念引入语义解释中,也就赋予真、满足及逻辑有效等语义概念以新的涵义。蒙塔古的形式语用学就是建立在对特殊语境的形式处理基础之上的。

二

表达特殊语境的词有代词、时态、语境歧义及直接自谓(direct-self-reference)词等等。形式语用学的特点在于建立模型对这些特殊语词的逻辑涵义进行形式化解释。

(一)形式语用语言 *L*

设 L 是一种语用语言,即包含有索引表达式的语言,它有如下基本符号:

(1)逻辑常元 $\neg$, $\wedge$, $\vee$, $\rightarrow$, $\leftrightarrow$, $\forall$, $\exists$, $=$(分别表示联结词否定,合取,析取,实质蕴涵,实质等值,及全称量词,特称量词和等词);

(2)个体词,包括个体常元 c_0, c_1, c_2……及个体变元 ν_0, ν_1, ν_2……;

(3)n 元谓词(n 为非负项)包括一个特殊一元谓词 E;

(4)n 元运算符号(n 为自然项);

(5)n 元算子(n 为整项);

(6)括号和标点符号。

这里的一元谓词 E 将以形式 $E(x)$ 出现,它表示"x 存在",或"x 是现实的"。因为语用语言涉及的个体是可能对象,用这个符号表示它括号内的符号指称的个体是实际存在的。算子是这样一种符号,把它置于一个语句之前,就产生一个新语句,例如模态算子"必然"、"可能",时态算子"现在"、"过去""将来"。算子还可以是二元的,例如"假如……就会……"。

语用语言 L 的公式(formulas)由上述基本符号构成,但并非任意由这些符号构成的表达式都有意义。判定一个符号串是否有意义的标准是形成规则。由于 L-公式是以项(term)为基础构建,一般是先给出 L-项的形成规则,再给定 L-公式的形成规则。

定义 2.1 L-项是有穷次运用如下规则得到的符号串:

(1) 每一个体变元是 L-项;

(2) 每一个体常元是 L-项;

(3) 若 A 是 L 的 n 元运算符号且 ξ_1,……ξ_n 是 L-项,则 $A(\xi_1,\cdots\cdots\xi_n)$是 L-项。

由个体词项、运算符号组成的有意义表达式是 L 的项。

定义 2.2 L-公式是有穷次运用如下规则得到的符号串:

(1)若 ξ_1,……ξ_n 是 L 的项,P 是 L 的 n 元谓词,则 $E(\xi_1)$,$\xi_1=\xi_2$ 和 $P(\xi_1\cdots\cdots,\xi_n)$是 L-公式;

(2)若 φ,ψ 是 L-公式,则 $\neg\varphi$,$(\varphi\wedge\psi)$,$(\varphi\rightarrow\psi)$,$(\varphi\leftrightarrow\psi)$也是 L-公式,即 L-公式在语句联结词的应用下封闭;

(3)若 υ 是 L 的个体变元,φ 是 L-公式,则 $\forall\nu\varphi$,$\exists\nu\varphi$ 也是 L-公式;

(4)若 N 是 L 的算子,φ 是 L-公式,则 $N\varphi$ 也是 L-公式。

显然,从语形上看,语用语言与一般一阶语言并没有太大区别。这很符合实际,其实语用语言与一般语言的区别主要不在语言形式而在于解释,前者的涵义依赖于语境确定。

(二)语用语言 *L* 的解释

讨论 L-解释之前需要对解释中将出现的几种情况加以说明。

首先,解释中必须有一个可能语境的集合,也就是索引集合,蒙塔古用参照点集合(the set of point references)表示。对于具体的一种语言来说,参照点集合只涉及语言中可能出现的语境,而不必考虑所有可能语境的复杂性。例如,如果 L 的语境特征是时态和第一人称代词"我",则参照点集是由一个实项和一个人构成的有序二元组的集合,这个实项和人分别表示说话的时刻及说话者。

其次,解释中还要包括相关于每个参照点 i 而存在或出现的可能对象的集合 A_i。如果参照点是时刻,则 A_i 被理解为 i 时出现或存在的可能对象集合。

第三,解释还必须给出 L 的个体符号及谓词符号的内涵,对于一个这样的符号 α,给出 α 的内涵就是确定对于每个参照点 i,α 在 i 的外延。例如,如果参照点是时刻而 α 是谓词"人",则所要确定的是在 i 时被认为是人的那些对象的集合;如果 α 是个体常元如"溥仪",则所要确定的是在 i 时被看作溥仪的那个人。

第四,解释必须给出 L 算子的解释,我们把 L 的每

个算子同参照点与参照点集合之间的关系联系起来，用参照点与参照点集合之间的关系来解释算子。下面逐步建立 L 的语义解释。

定义 2.3 语用语言 L 的解释是一个三元组 $\langle I, U, F\rangle$，使得：

(1) I, U 是集合；

(2) F 是以 L 的表达式为定义域的函项，使得：

(a) 若 c 是 L 的个体常元且 $i\in I$，则 $F_c(i)$ 是 U 的并集的一个元素；

(b) 若 P 是 L 的 n 元谓词且 $i\in I$，则 $F_P(i)$ 是 U 上的一个 n-元关系，即由 U 的元素组成的有序 n 元组集合；

(c) 若 A 是 L 的 n 元运算符号且 $i\in I$，经营者，则 $F_A(i)$ 是 U 上的一个 $n+1$ 元关系，使得对所有 $x_0, x_1, \cdots\cdots, x_{n-1}\in U$，恰好存在一对象 $y\in U$ 使得 $\langle x_0, x_1, \cdots\cdots, x_{n-1}, y\rangle\in F_A(i)$；

(d) 若 N 是 L 的 n 元算子且 $i\in I$，则 $F_N(i)$ 是 I 的幂集上的一个 n-元关系。

在定义 2.3 中，I 可理解为根据解释 $\langle I, U, F\rangle$ 而定的所有参照点的集合，U 理解为 $\langle I, U, F\rangle$ 的所有可能个体对象的集合。由定义中的第(2)条可知，F 是一个函项，它以 L 中的表达式为定义域，它的值也是一个函项，若 α 是任一 L 表达式，F_α 是这样一个函项，它相对于给定的参照点 i 来指派 α 的外延，它指派给 L 的 n 元谓词或 n 元运算符一个可能对象集 U^n 上的 n-元关系，即由可能对象构成的序列的集合，指派给 L 算子一个参照点集 I 上的 n 元关系。

定义 2.3 把 F 定义为一个相对于给定参照点指派 L 表达式的外延的函项，这恰好描述了语用语言的特点：表达式的涵义是由语境确定的。因此我们必须考虑语用语言内涵对外延的决定关系。根据对 L 解释的定义，我们可逐步给出 L 表达式的内涵、外延定义，在此基础上刻画“真”、“满足”以及“有效性”等概念。L 的表达式有项和公式的区分，项是构成公式的要素。因此先分析项的外延与内涵。

定义 2.4(*L*-项的外延) 令 $\Upsilon=\langle I, U, F\rangle$ 是语用语言 L 的一个可能解释，ζ 是任一 L 的项，则对任一 $i\in I$，ζ(相对 Υ)在 i 的外延，记作 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta)$，是一个函项 H，H 以 U 的幂集 U^ω 为定义域，使得

(1) 对 L 的个体变元 υ_n，若 $X\in U^\omega$ 即 X 是由 U 的可能对象构成的无穷序列，而 x_n 是 X 中的第 n 个元素，则 $\mathrm{Ext}_{i\Upsilon}(\upsilon_n)$ 是函项 H，使得 $H(X)=x_n$；

(2) 若 ζ 是个体常元 c，则 $\mathrm{Ext}_{i\Upsilon}(c)$ 是函项 H，使得 $H(X)=F_c(i)$；

(3) 若 A 是 n 元运算符号且 $\xi_0, \cdots\cdots\xi_{n-1}$ 是 L 的项，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(A\xi_0, \cdots\cdots\xi_{n-1})$ 是函项 H，H 以 U^ω 为定义域，若 $X\in U^\omega$，则 $H(X)=y$，这里的 y 是一个使得 $\langle \mathrm{Ext}_{i\Upsilon}(\xi_0)(X), \cdots\cdots, \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\xi_{n-1})(X), y\rangle\in F_A(i)$ 的唯一的对象。

定义 2.5(*L*-项的内涵) 令 $\Upsilon=\langle I, U, F\rangle$ 是对语用语言 L 的一个可能解释且 ζ 是 L 的项，则 ζ 在 Υ 解释中的内涵 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\zeta)$ 是函项 H，H 以 I 为定义域，使得，对每一 $i\in I$，

$\mathrm{H}(i)=\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta)$。

由定义 2.4 与 2.5 可知，在 Υ 解释中，L 个体词的内涵是函项，给定参照点，这个函项就映射到 Υ 的可能对象序列集合 U 的幂集 U^ω，在 U^ω 上确定这个个体词项的外延。而个体词项(在 Υ 解释中相应于参照点 i)的外延也是函项，这个函项指派对象序列 X 中的某个项为个体词项的值。当个体词项是常项时，则函项是常函项，它以某个特定的对象为值。

对于 L 的公式的解释，我们则需要先分析内涵，因为在语用语言中，许多公式的外延是依赖于构成这个公式的某个部分的内涵的，而不依赖于某外延。

定义 2.6(*L*-公式的内涵) 若 φ 是 L 的任一公式，则 φ 在 Υ 解释中的内涵 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)$ 定义如下：

(1)若 ξ_1, ξ_2 是 L 的个体词项，则 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\xi_1=\xi_2)$ 是函项 H，H 以 I 为定义域，对于每一 $i\in I$，都有 $H(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\xi_1)(X)=\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\xi_2)(X)\}$；

(2)若 $\varphi=E(\xi)$，ξ 是 L 的任一个体词项，则 $\mathrm{Int}_\Upsilon(E(\xi))$ 是函项 H，H 以 I 为定义域，对于每一 $i\in I$，$\mathrm{H}(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\mathrm{E}(\xi_1))(X)\in U\}$；

(3)若 P 是 L 的 n 元谓词，$\xi_0, \cdots\cdots, \xi_{n-1}$ 是 L 的个体词项，则 $\mathrm{Int}_\Upsilon(P\xi_0, \cdots\cdots, \xi_{n-1})$ 是函项 H，H 以 I 为定义域，对每一 $i\in I$，$H(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得 $\langle \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\xi_0)(X), \cdots\cdots, \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\xi_{n-1})(X)\rangle\in F_p(i)\}$；

(4)若 φ, ψ 是 L 的公式，则 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\neg\varphi)$ 是函项 H，$H(i)=\{X: X\in U^\omega$，其中 $X\notin \mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)(i)\}$；$\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi\wedge\psi)$ 是函项 H，$\mathrm{H}(i)=\{X: X\in U^\omega$，其中 $X\in\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)(i)$ 并且 $X\in \mathrm{Int}_\Upsilon(\psi)(i)\}$。其他逻辑联结词可做类似的规定；

(5)若 φ 是 L 的任一公式，ν_n 是 L 的任一个体变元，则 $\mathrm{Int}(\exists\nu_n\varphi)$ 是函项 H，H 以 I 为定义域，对每一 $i\in I$，$H(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得在 U 中存在 y 使得 $\langle X_0, \cdots\cdots, X_{n-1}, y, X_{n+1}, \cdots\cdots\rangle\in \mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)(i)\}$；而 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\forall\nu_n\varphi)$ 是函项 H，$H(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得对所有 $y\in U$，都有 $\langle X_0, \cdots\cdots, X_{n-1}, y, X_{n+1}\cdots\cdots\rangle\in\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)(i)\}$；

(6)若 N 是 L 的 n 元算子，$\varphi_1, \cdots\cdots, \varphi_n$ 是 L 的公式，则 $\mathrm{Int}_\Upsilon(N(\varphi_1, \cdots\cdots, \varphi_n))$ 是函项 H，$H(i)=\{X: X\in U^\omega$ 使得 $\langle J_1, \cdots\cdots, J_n\rangle\in F_N(i)\}$，这里，对于每一 $k\leqslant n$，$J_k=\{j: j\in I$ 使得 $X\in\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi_k)(j)\}$。

根据定义 2.6，在 Υ 解释中，L 公式 φ 的内涵是函项 H，H 以 Υ 的参照点集 I 为定义域，以 Υ 的可能对象集 U 的幂集 U^ω 为值域，即以 Υ 的可能对象构成的无穷序列的集合为值域。给定参照点 i，该函项映射到序列集合

上，在集合上确定 L 公式在 Υ 解释中相应于 i 的外延。

由此，我们可以得到在 Υ 解释中 L 公式的外延定义。

定义 2.7 令 Υ 是 L 的可能解释，i 是 Υ 的一个参照点，φ 是 L 的任一公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$，即 φ 在 Υ 解释中相应于 i 的外延是 $\mathrm{Int}_{\Upsilon}(\varphi)(i)$。

给定了 L 表达式的内涵，外延概念，我们就可以进一步讨论解释中的“真”、“满足”等概念，在此基础上定义什么是逻辑有效的。

所谓满足是开公式（包含有自由变项的公式）与对象序列之间的一种关系，开公式没有真假，但它可以被某对象，某对象序列所满足或不满足。

定义 2.8 令 φ 是 L 的任一公式，φ 中仅有的自由变项是 ν_n，令 $y\in U$，$i\in I$，那么在 Υ 解释中，y 在 i 满足 φ，当且仅当存在 $X\in \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$，使得 $X_n=y$。

这就是说，在 Υ 解释中，一个可能对象 y 满足只有一个自由变项的 L 公式 φ，当且仅当 φ 在 Υ 中的 i 有外延 X，X 是对象序列其第 n 项 X_n 就是 y。由定义 2.8 得到如下推论：

令 P 是 L 的二元谓词，c 是个体常元，ν 是个体变元，那么，在 Υ 解释中，

(1) y 在 i 满足 $P(c,\nu)$，当且仅当 $\langle F_c(i),y\rangle\in F_P(i)$；

(2) y 在 i 满足 $c=\nu$，当且仅当 $F_c(i)=y$，

(3) y 在 i 满足 $E(\nu)$，当且仅当 $y\in U$。

根据满足概念我们就可以定义真。L 表达式中只有语句，即那些不包含自由变项的公式才有真假。一个语句在 Υ 解释中是真的，当且仅当它被 Υ 中所有的对象序列所满足；而一个语句假，当且仅当它不被 Υ 的任何对象序列所满足。

定义 2.9 令 φ 是 L 的任一语句，$\Upsilon=\langle I,U,F\rangle$ 是 L 的任一解释，$i\in I$，那么在 Υ 解释中 φ 相应于 i 为真，当且仅当对于所有的 $X\in U^{\omega}$，都有 $X\in \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$，即

$\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)=U^{\omega}$。

由定义 2.9 可知，一个 L 语句的外延或者是 U^{ω}，或者是空集，如果这个 L 语句是真的，其外延就是 U^{ω}，如果是假的，其外延就是空集。由此可得如下推论：

(4) 若 P 是 L 的二元谓词，a、b 是 L 的个体常元，$i\in I$，那么，在 Υ 解释中，Pa,b 在 i 为真，当且仅当 $\langle F_a(i),F_b(i)\rangle\in F_P(i)$；

(5) 若 φ 是 L 的公式其仅有的自由变项是 ν，那么在 Υ 解释中 $\exists\nu\varphi$ 在 i 为真，当且仅当存在 $y\in U$ 使得 y 在 i 满足 φ；$\forall\nu\varphi$ 在 i 为真，当且仅当对于任一 $y\in U$ 都有 y 在 i 满足 φ；

(6) 若 φ,ψ 是 L 的语句，则在 Υ 解释中，$(\neg\varphi)$ 在 i 为真，当且仅当 φ 在 i 为假；$(\varphi\wedge\psi)$ 在 i 为真，当且仅当 φ 和 ψ 都在 i 为真；

(7) 若 φ 是 L 的语句，N 是 L 的一元算子，那么在 Υ 解释中，$N\varphi$ 在 i 为真，当且仅当 $\langle i,\{j:j\in I$ 并且 φ 在 j 为真$\}\rangle\in F_N(i)$。

由(7)可知，在 Υ 解释中，$N\varphi$ 在 i 为真，当且仅当对任一 $j\in I$，如果 i 与 j 有关系 R_N，则 φ 在 j 为真。显然 N 类似于模态算子。

定义 2.10 令 φ 是语用语言 L 的一个语句，Γ 是一个 L-语句集，则 φ 是 Γ 的逻辑后承，当且仅当不存在对 L 的可能解释 Υ，Υ 有一参照点 i，使得任一 $\psi\in\Gamma$ 都在 Υ 中相对于 i 为真，而 φ 相对于 i 为假。

φ 是逻辑有效的，当且仅当 φ 是空集的语用逻辑后承。

由上述的讨论不难看出，逻辑语用学是通过把索引、内涵、算子等概念引入一般语义理论，从而能恰当地讨论索引表达式的语义问题。新概念的引入使语用学比一般的语义学有了更广泛的适用范围及更强的解释力。我们常说一切真理都是以时间、地点为转移的，这实际上强调了表达真理的语句其真假条件依赖于它们的语境，语用学就恰当地刻画了语句真假条件对语境的依赖关系[4]。

三

上述定义 2.4 所讨论的语用表达式的外延定义同 Frege 的外延函项概念是一致的，即一个公式的外延是其组成部分外延的函项，就是说其组成部分的外延决定了公式的外延。然而，就一些包含有信念这种语用语境的复合语句而言，它们的组成部分处在特殊算子辖域之内，其外延确定依赖的是各组成部分的内涵而非外延，而一个复杂表达的内涵是其组成部分内涵的一个函项。蒙塔古构建了内涵逻辑[3]119-146，以描述处理这类间接语境中内涵与外延间的关系。

(一)形式内涵语言 L^*

设 L^* 是一种内涵语言，它有如下基本符号：

$(1^*)-(6^*)$语用语言 $L(1)-(6)$基本符号；

(7^*) n 元谓词变元 $G_{0,n}$，……，$G_{k,n}$，……，(n 是个自然项)；

(8^*) s 类型的谓词常元，s 是大于或等于 -1 的整项的有穷序列；

(9^*) 算子□，读作“必然”；

(10^*) 描述符 T，读作“那个唯一……使得”，它被看作与算子“□”一样的逻辑常元。

注意，第(8^*)条中的谓词常元是以谓词变元和个体符号作主目(argument)的，它表明其主目序列的语法范畴，当 $n>-1$ 时表示其是个 n 元谓词变元，$n=-1$ 则表示是个体符号。因此，n 元谓词常元被认为等同于这样一个$\langle s_0,\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$类型的谓词常项，它的每个 $s_i(i<n)$ 都是 -1。第(10^*)条中的描述符 T 只运用于谓词变元，

在内涵语境中使用个体变元要求我们对“空实体”选择必须格外小心，因此我们需要用它以挑选出“空实体”。

内涵语言 L^* 的公式由上述基本符号按如下定义描述的形成规则构成。

定义 3.1a L^* 的项集包含个体常元，个体变元，以及表达式 $TG\varphi$，其中 G 是谓词变元而 φ 是 L^* 的公式。

定义 3.1b 内涵语言 L^* 的公式集是最小集合 Γ，使得：(1)若 $\xi_0\cdots\cdots,\xi_{n-1}$ 是 L^* 的个体常元或个体变元，G 是 L^* 的谓词变元，则 Γ 包括表达式 $E(\xi_1)$，$\xi_1=\xi_2$ 和 $G(\xi_0\cdots\cdots,\xi_{n-1})$；若 P 是 L^* 的 $\langle s_0,\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$ 类型的谓词常项，且对每一 $i<n$，$s_i\geqslant 0$ 且 ξ_i 是 s_i 元谓词变项，或 $s_i=-1$ 且 ξ_i 是 L^* 的个体常元或个体变元，则 Γ 还包括 $P(\xi_0\cdots\cdots,\xi_{n-1})$；(2)$\Gamma$ 在语句联结的运用下封闭；(3)如果 $\varphi\in\Gamma$ 且 u 是个体变元或个体常元，则 Γ 包括 $\forall u\varphi$，$\exists u\varphi$ 和 $\Box\varphi$；(4)若 $\varphi,\psi\in\Gamma$ 且 G 是谓词变元，则 Γ 还包括将 φ 中所有没有紧跟在 $\forall$，$\exists$ 或 T 之后自由出现的 G 用 $TG\psi$ 替换的结果。

(二)内涵语言 L^* 的解释

首先将定义 2.3 有关语用语言的解释做一个形式上的改动以便讨论内涵语言 L＊的解释：

定义 3.2 语用语言 L 的可能解释是一个三元组 $\langle A,F,R\rangle$，使得：(1)A 是一个函项；(2)对 A 的定义域中的每个 i，都存在一个集合 A_i 作为函项值；(3)F 是一个函项，其定义域为 L^* 中的谓词和个体常元的集合。(4)若 c 是 L 中的个体常元，则 Fc 是一个定义域为 A 的定义域的函项，使得对每一 DA(DA 是 A 的定义域)中的 j 都有 $Fc(j)$ 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集的一个元素。(5)若 P 是 L 的 n 元谓词常元，则 Fp 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集上的一个 n 元的谓词；(6)R 是一个函项，其定义域是 L 的算子集，使得若 N 是 L 的一个 n 元算子，则 R_N 是 DA 的幂集上的一个 n 元关系。

令 $\Upsilon=\langle A,F,R\rangle$ 是语用语言 L 的一个可能解释，根据定义 3.2，若 i 是一个参照点，A_i 就被看作是相应于 i 存在的对象的集，而 A_i 的并集($i\in DA$)可看作所有(相应于 Υ 的)可能个体的集合。根据这一定义，相应于一个给定的参照点，一个个体常元指示一个可能个体，一元谓词常元指示一个可能个体的集合。显然，定义 3.2 与定义 2.3 的区别只是形式上的：定义 3.2 中 A 的定义域 DA 相当于定义 2.3 中的 I；A 的值域即 A_i 的并集($i\in DA$)相当于定义 2.3 中的 U；定义 3.2 特别的地方还有将函项 F 和 R 作了区分，R 专对算子，而 F 则专门描述对个体词和谓词等的解释。作这样的区分是为了方便对谓词特别是谓词变元的解释。

定义 3.3 内涵语言 L^* 的一个可能解释是二元组 $\langle A,F\rangle$，使得定义 3.2 中的第(1)－(4)条成立，并且增加(5*)若 P 是 L^* 的 $\langle s_0,\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$ 类型谓词常元，则 F_P 是 $\langle DA,U_0,\cdots\cdots,U_{n-1}\rangle$-谓词，其中，对每个 $i<n$，$s_i=-1$ 且 U_i 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集，或者 $s_i\geqslant 0$ 且 U_i 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集中所有的 s_i 元谓词的集合。

显然，如果令 $s_0=\cdots\cdots=s_{n-1}=-1$，则定义 3.2 的(5)是定义 3.3(5*)的特例。就是说 n 元谓词常元也是一个 $\langle s_0,\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$ 类型的谓词常元，其中的每个 $s_i(i<n)$ 都是 -1。

令 $\Upsilon=\langle A,F\rangle$ 是内涵语言 L^* 的一种可能解释，U 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集，由于 L^* 公式中可以包含自由的谓词变元或个体变元，因此对任一 $x\in U$，x 指称的可能是一个体或者一个谓词。这意味不同种类变元的存在使我们不能再把无穷单序列看作指派给变元的值，而是需要考虑双序列(double sequences)，双序列中的一个元素决定所讨论变元的种类。由此我们把同 Υ 相关联的 x 理解为这样一个系统，它是以二元组 $\langle n,k\rangle$ 的集合为定义域(n 是自然项，k 是大于等于 -1 的整项)的函项，使得 $k=-1$ 且 $x(\langle n,k\rangle)\in U$，或者 $k\geqslant 0$ 且 $x(\langle n,k\rangle)$ 是 U 元素的 k 元 DA-谓词。令 S 是所有与 Υ 相关的系统的集合，通常我们用 $x_{n,k}$ 表示函项值 $x(\langle n,k\rangle)$。另外，假定 n,k 都是自然项，并且 x 是一个函项，则用 x^a_b 表示是用 b 替换 x 的自变元是 a 时的函项值而得到的函项，即函项 $(x-\{\langle a,x(a)>\})\cup\{\langle a,b\rangle\}$。

内涵语言 L^* 的项或公式的外延定义通过如下单一递归引入。

定义 3.4 (L^*-项和 L^*-公式的外延)

(1)若 c 是 L^* 的个体常元，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(c)$ 是以 S 为定义域的函项 H，使得对所有的 $x\in S$，$H(x)=F_c(i)$。

(2)$\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\nu_n)$ 是以 S 为定义域的函项 H，使得对所有的 $x\in S$，$H(x)=x_{n,-1}$。

(3)$\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(G_{n,k})$ 是以 S 为定义域的函项 H，使得对所有的 $x\in S$，$H(x)=x_{n,k}$。

(4)若 φ 是 L^* 的公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\mathrm{TG}_{n,k}\varphi)$ 是定义域为 S 的函项 H，使得对所有 $x\in S$，或 $\{H(x)\}=\{Y:x_y^{\langle n,k\rangle}\in Ext_{i,\Upsilon}(\varphi)\}$，或没有 Z 使得 $\{Z\}=\{Y:x_y^{\langle n,k\rangle}\in \mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)\}$ 且 $H(x)=DA\times\{\Lambda\}$。

(5)若 ζ 是 L^* 的个体常元或个体变元，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(E[\zeta])=\{x:x\in S$ 且 $(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta)(x)\in A_i\}$。

(6)若 ζ,η 是 L^* 的个体常元或变元，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta=\eta)=\{x:x\in S$ 且 $(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta))(x)=\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\eta))(x)\}$。

(7)若 η 是 n 元谓词变元或项 $TG\varphi$(G 是 n 元谓词变元 φ 是 L^*-公式)，$\zeta_0\cdots\cdots,\zeta_{n-1}$ 是 L^* 的个体常元或变元，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\eta[\zeta_0\cdots\cdots,\zeta_{n-1}])=\{x:x\in S$ 且 $\langle(Ext_{i,\Upsilon}(\zeta_0)(x),\cdots\cdots,(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta_{n-1}))(x)\rangle\in(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\eta))(x)(i)\}$。

(8)若 P 是 L^* 的 $\langle s_0\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$ 类型的谓词常元，且对每个 $i<n$，或 $s_i\geqslant 0$ 且 ζ_i 是 s_i 元谓词变元或项 $TG\varphi$(G 是 s_i 元谓词变元 φ 是 L^*-公式)，或者 $s_i=-1$ 且 ζ_i 是

L^* 的个体常元或变元，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(P[\zeta_0\cdots\cdots,\zeta_{n-1}])=\{x:x\in S$ 且 $\langle(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta_0))(x),\cdots\cdots,(\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\zeta_{n-1}))(x)\rangle\in F_P(i)\}$。

(9)若 φ,ψ 是 L^*-公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\neg\varphi)=S-\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$，$\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi\vee\psi)=\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)\cup\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\psi)$，其他语句联结词的定义类似。

(10)若 φ 是 L^*-公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\exists\nu_n\varphi)=\{x:x\in S$ 且某 $y\in U$ 使得系统 $x_y^{\langle n,k\rangle}\in\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)\}$，$\forall\nu_n\varphi$ 的定义类似。

(11)若 φ 是 L^*-公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\exists G_{n,k}\varphi)=\{x:x\in S$ 且有 U 元素的某 k 元谓词 Y 使得系统 $x_y^{\langle n,k\rangle}\in\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)\}$，$\forall G_{n,k}\varphi$ 的定义类似。

(12)若 φ 是 L^*-公式，则 $\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\Box\varphi)=\{x:x\in S$ 且对所有 $j\in DA$，如果 $j\in R_\Box(i)$ 则 $x\in\mathrm{Ext}_{j,\Upsilon}(\varphi)\}$。

定义 3.5 (L^*-项和 L^*-公式的内涵) 如果 φ 是 L^* 的项或公式，则 φ 在 Υ 解释中的内涵 $\mathrm{Int}_\Upsilon(\varphi)$ 是函项 H，H 以 DA 为定义域，使得，对每一 $i\in I$，

$\mathrm{H}(i)=\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$。

给定了 L^* 表达式的内涵和外延概念，我们可以进一步讨论解释中的"真"，"满足"等概念，并进一步定义逻辑后承等概念。

定义 3.6 如果 φ 是只包含一个自由变元的 L^*-公式，那么在 Υ 解释中 y 在 i 满足 φ，记作 $y\mathrm{sat}_{i,\Upsilon}\varphi$，当且仅当，有自然项 n 使得 φ 的自变元是 ν_n 且存在 $x\in\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$ 使得 $x_{n,-1}=y$，或者有自然项 k 使得 φ 的自由变元是 $G_{n,k}$ 且存在 $x\in\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)$ 使得 $x_{n,k}=y$。

定义 3.7 如果 φ 是 L^*-语句，那么在 Υ 解释中 φ 在 i 真，记作 φ 是 $\mathrm{true}_{i,\Upsilon}$，当且仅当，$\mathrm{Ext}_{i,\Upsilon}(\varphi)=S$。

显然，与内涵语言 L^* 相关的解释中仅有的变化是系统 x 替换了无限序列 X 的每个出现。因此上一节有关 L 外延和内涵的几点说明在这里继续适用。由上述定义可得出如下推论：

第(1)—(6)条与定义 2.8 和 2.9 相同

(7^*)若 φ 是 L^* 的公式，并且它仅有的自由变元是一 n 元谓词变项 G，则 $\exists_G\varphi$ 是 $\mathrm{true}_{i,\Upsilon}$，当且仅当，存在一个 U 元素的 n 元 DA-谓词 X，使得 $X\mathrm{sat}_{i,\Upsilon}\varphi$。

(8^*)若 G 是 L^* 的 n 元谓词变元，P 是 $\langle n\rangle$ 类型谓词常元，且 X 是 U 元素的 n 元 DA-谓词，则 $X\mathrm{sat}_{i,\Upsilon}P[\mathrm{G}]$ 当且仅当，$\langle X\rangle\in F_P(i)$

(9^*)若 φ 是 L^* 的语句，则 $\mathrm{true}_{i,\Upsilon}\Box\varphi$，当且仅当，对所有 $j\in R_\Box(i)$ 都有 φ 是 $\mathrm{true}_{j,\Upsilon}$。

(10^*)若 G 是 n 元谓词变元，P 是 $\langle n\rangle$ 类型谓词常元，φ 是只包含一个自由变元 G 的公式，则 $P[TG\varphi]$ 是 $\mathrm{true}_{i,\Upsilon}$，当且仅当，恰有一个 U 元素的 n 元 DA-谓词 X 使得 $X\mathrm{sat}_{i,\Upsilon}\varphi$ 且 $X\in F_P(i)$ 中；或者不可能恰好存在一个 X 这样的谓词且空谓词 $\mathrm{DA}\times\{\Lambda\}\in F_P(i)$。

(11^*)若 G 是 0—元谓词变元而 X 是个 $\langle DA\rangle$—谓词，则 $X\ \mathrm{sat}_{i,\Upsilon}G[\,]$，当且仅当，空序列是 $X(i)$ 的元素(即 $X(i)=\{\Lambda\}$)。

根据第(7^*)条和前面的描述，谓词变元以可能个体的谓词为取值范围，零元谓词变元的取值范围是命题。如第(11^*)条所述 $G[\,]$ 可读作"命题 G 是真的"。根据第(9^*)条，"$\Box$"应该被看作是标准的必然算子。

至于个体概念和关系概念的量化虽然没有专门的描述，但可以根据上述描述实现。令 $\langle A,F\rangle$ 是某内涵语言的可能解释，U 是集合 $A_i(i\in DA)$ 的并集，则 $\langle A,F\rangle$ 的个体概念可通过一个从 DA 到 U 的函项引入。$\langle A,F\rangle$ 的个体概念与满足如下公式的 $\langle DA,U\rangle$—谓词等同

$$\Box\exists u\forall\nu(G[\nu]\leftrightarrow\nu=u)。$$

$\langle U,U\rangle$-关系则如 J. A. W. Kamp 所描述的，等同于满足如下公式的 $\langle DA,U,U\rangle$-谓词：

$$\forall u\forall\nu(\Box G[u,\nu]\vee\Box\neg G[u,\nu])$$

内涵逻辑的有效、逻辑后承等概念与语用逻辑类似。

定义 3.8 令 φ 是内涵语言 L 的一个语句，Γ 是一个 L-语句集，则 φ 是 Γ 的逻辑后承，当且仅当不存在对 L 的可能解释 Υ，Υ 有一参照点 i，使得任一 $\psi\in\Gamma$ 都在 Υ 中相对于 i 为真，而 φ 相对于 i 为假。

φ 是逻辑有效的，当且仅当 φ 是空集的内涵逻辑后承。

(三)内涵逻辑与语用逻辑的关系

蒙塔古指出，内涵逻辑可以用一种自然的方式处理信念[3]96。令 L 是包含一个 $\langle -1,0\rangle$ 类型的谓词常项 β 的内涵语言。如果 $\langle A,F\rangle$ 是 L 的一种可能解释，现在将 A 的定义域看作是所有可能世界的集合，A_i 是在世界 i 里存在的对象的集合，且 $F_c(i)$ 是非逻辑符号常元 c 在世界 i 里的外延，那么一个 $\langle DA\rangle$-谓词可以合理地被看作是命题，而相应于 $\langle A,F\rangle$，一个语句的内涵是其(在 $\langle A,F\rangle$ 下)所表达的命题。我们把 $F_\beta(i)$ 看作有序偶 $\langle x,U\rangle$ 的集合，使得在可能世界 i 里 x 相信命题 U(有序偶 $\langle x,U\rangle$ 的集合可理解为是 β 在可能世界 i 里的外延)。这里信念被看作一种完全基于经验的个体和命题之间的关系，至于什么经验意义能够指派给信念作为个体和命题之间的关系则不是逻辑要考虑的，我们可以把它简单地看作基于经验谓词的一种习惯。

运用内涵逻辑我们可以处理包含有量词限定信念语境以及信念叠置(iteration of belief)的语句，例如语句"存在一个对象，小王相信小李相信它恰好是圆形的"。在内涵语言中它可由公式"$\exists x\exists G(E[x]\wedge\beta[w,G]\wedge\Box(G[\,]\leftrightarrow\exists H(\beta[l,H]\wedge\Box(H[\,]\leftrightarrow S[x]))))$"表示，其中 w 和 l 是个体常元分别指称小王和小李而 S 是一个谓词常元表达特性"恰是圆形的"；可以相应于 $\langle A,F\rangle$ 建立该公式的解释。

蒙塔古指出语用学可以归约到内涵逻辑。令 L 是一种语用语言,它的一种可能解释是 $\langle A,F,R\rangle$。令 L 的算子 N 双射到 $\langle 0\rangle$ 类型的谓词常项 N^{*} 上。令 L^{*} 是一种内涵语言其个体常元是 L 中的个体常元,其谓词常项是 L 中的谓词常项和符号 N^{*}(对应于 L 的算子 N)。$\langle A,E\rangle$ 是内涵语言 L^{*} 的一种可能解释,$F\subseteq E$,且对 L 中的每个算子 N 和每个 $i\in DA$,$E_{N^{*}}(i)=\{\langle U\rangle: U$ 是一个 $\langle DA\rangle$-谓词且 $\langle i,\{j: j\in DA$ 且 $U(j)=\{\Lambda\}\}>\in R_{N}\}$。不难证明:如果 φ 是 L 的语句,φ^{*} 是通过用 $\exists G(\Box(G[\,]\leftrightarrow\psi)\wedge N^{*}[G])$ 替换每个形如 $N\psi$ 的子公式得到的,其中 N 是 L 的算子,ψ 是 L 的公式,且 $i\in DA$,那么 φ 在语用解释 $\langle A,F,R\rangle$ 中相应于 i 是真的,当且仅当 φ^{*} 在内涵解释 $\langle A,F\rangle$ 中相应于 i 为真。因此粗略地讲,一个从语用学到内涵逻辑的归约,就是将一元模态(即,参照点与参照点集之间的关系)处理成命题的特性。反之,每个命题的特性对应于一个一元模态。事实上,如果 $\langle A,F\rangle$ 是一个内涵语言的解释且 $\wp$ 是相应于 $\langle A,F\rangle$ 的一个命题特性(即一个 $\langle DA,U\rangle$-谓词,其中 U 是所有的 $\langle DA\rangle$-谓词的集合),那么相应的一元模态将是有序偶 $\langle i,J\rangle$ 的集合,使得 $i\in DA$ 且存在 $Y\in\wp(i)$ 使得 $J=\{j: j\in DA$ 且 $Y(j)=\{\Lambda\}\}$。

内涵逻辑可以部分地归约到语用学。令 L 是一种内涵语言。其谓词常项是所有 $\langle 0\rangle$ 类型的,或 $\langle s_{0}\cdots\cdots,s_{n-1}\rangle$,其中 $s_{P}=-1$(所有 $p<n$),且令 $\langle A,F\rangle$ 是 L 的任何一种解释。令 L 的那些 $\langle 0\rangle$ 类型谓词常项 P 被双射到算子 P^{*} 上,且 N 是不在其列的算子。令 L^{*} 是一种语用学语言。其个体常元是 L 中的个体常元,其谓词常元是 L 中的非 $\langle 0\rangle$ 类型谓词常元,且其算子是 N 和符号 P^{*}(对应于 L 的 $\langle 0\rangle$ 类型谓词常元 P)。令 F^{*},R 使得 $\langle A,F^{*},R\rangle$ 是语用学语言 L^{*} 的一种可能解释,且 $F^{*}\subseteq F$,R_{N} 是有序偶 $\langle i,J\rangle$ 的集合使得 $i\in DA$ 且 $J=DA$,且对 L 的每个 $\langle 0\rangle$ 类型谓词 P,$R_{P^{*}}$ 是有序偶 $\langle i,J\rangle$ 的集合使得 $i\in DA$ 且存在 $Y\in F_{P}(i)$ 使得 $J=\{j: j\in DA$ 且 $Y(j)=\{\Lambda\}\}$。不难证明,如果 $i\in DA$,φ 是 L 的句子,φ^{*} 是通过用 $P^{*}\psi$ 替换 φ 中的每个子公式 $P[TG\Box(G[\,]\leftrightarrow\psi)]$ 得到的,其中 P 是 $\langle 0\rangle$ 类型的谓词常元而 ψ 是 L 的公式,则 φ 在内涵解释 $\langle A,F\rangle$ 相应于 i 为真当且仅当 φ^{*} 在语用学解释 $\langle A,F^{*},R\rangle$ 相应于 i 为真。

一元模态和命题的特性在某种意义上一致,这为用模态解释算子提供了直觉上的支持。各种系统之间的关系可以粗略地表达如下:如果我们能够用模态逻辑描述其公式中不包含谓词变项的那部分内涵逻辑的话,那么就可以把内涵逻辑看作二阶的模态逻辑,而语用学则在某种意义上包含于内涵逻辑。事实上语用学可以被看作是部分内涵逻辑的一阶归约。蒙塔古指出可以拓展目前的构建以得到各种高阶系统,甚至可以达到超穷阶。

参考文献:

[1] 莫里斯 . Foundationofthe Theoryof Signs[M]. International Encyclopediaof Unified Science1. 1938.

[2] 巴-希拉尔 . Indexical Expression[M]. Mind 1954,63:359-79.

[3] 蒙塔古 . Pragmatics Formal Philosophy[M]. Yale University, 1974: 96.

[4] 唐晓嘉 . 可靠性知识及其基础的哲学认识演变[J]. 西南师范大学学报(人文社会科学版),2002(3):28-32.

责任编辑　刘荣军

On Montague's Pragmatic Intensional Logic

JIANG Jun-li, TANG Xiao-jiao

(*School of Politics and Public Administration*, *Southwest University* ,*Chongqing* 400715, *China*)

Abstract: Different from ordinary semantics, Logical pragmatics not only involves certain interpretation and model, but also discusses the notions of truth, satisfaction, validity and logical consequence in terms of related linguistic context. A discussion of context is one of the typical features of pragmatics. Intension is an important notion in pragmatics, for many indexical expressions, the determination of their extensions depends on the intensions of their components. The intension of a complex expression is a function of the intension of its components. The pragmatic intensional logic constructed by Montague helps us to analyze and treat the relation between intension and extension in such an indirect context.

Key words: pragmatics; semantics; intension; extension; indexical expression; model