动态逻辑与形式语义

陆汝占
上海交通大学计算机系，200030

摘要：本文定义了自然语言的一种新的形式语义理论—具有可能世界的动态逻辑，推广了Groenendijk的DPL动态逻辑(无可能世界)和Cresswell的可能世界语义理论(静态)，成功地用于解释代词的所指关系。

关键字：语义，Montague语法，动态逻辑，可能世界。

Dynamic Logic and Formal Semantics

Lu Ruzhan
Jiao Tong University, Shanghai
Department of Computer Science and Engineering

Key words: Semantics, Montague Grammar, Dynamic Logic, Possible Worlds.

Abstract: This paper introduced a new semantics, dynamic logic with possible world, which extended Groenendijk's DPL and Cresswell's Indices semantics. The semantics can be used to interpretate anaphoric connection.

§0. 引言

语言的研究已从语法深入到语义研究，另一方面计算机使用自然语言的人机对话(通常称为自然语言理解)的核心问题也在于语义解释。形式语义理论又是使语义学研究走向计算机化的必然趋势。本文介绍了一种新颖的形式语义理论。综合了DPL与可能世界语义理论，使之互补缺陷：DPL无可能世界，可能世界理论又仅为静态。并成功地解释代词的所指关系。第一节介绍必要的背景及Montague语法，第二节介绍动态逻辑。

§1. 背景与Montague语法

1.1 逻辑语义学：外延，内涵，内涵逻辑

逻辑语义学是从逻辑角度研究语义。将语言表达式看成是形式系统中的表达式。语言表达式的含义即是该表达式在系统中解释下的含义。现代逻辑语义是指语言表达式的意义，包括外延和内涵。早期模型论语义学及计算机科学中的指称语义学都是研究外延语义。内涵语义学是由D. Kaplan, S. Kripke, R. Moutague等建立。

通常内涵是说概念的属性。外延是说概念所指的一切对象。逻辑上，外延逻辑是指若A=B 则F[A]=F[B]，即在任意公式F中A的出现可替换成B，结果相同；内涵逻辑是说这个替换不是无条件成立的，即不一定有F[A]=F[B]。即使有相同的外延，并非在任何语境下均可替代。

语言的基本表达式是词、项(Term)，表示某个概念。概念的定义凭借概念的特性，是内涵逻辑方法。概念的对象划分则是外延逻辑的方法。在一阶谓词逻辑演算中，给定的模型(Model)给出公式的一个解释。例如个体表达式指称个体，谓词表达式指称个体类(使该谓词成立的个体集合)，句子指称真值(真或假)，这些均是外延意义下的。

Carnap将表达式的内涵定义为从可能状态到外延的函数。即该函数的定义域为可能世界集，

值域为该表达式指称的外延对象集。即表达式α的内涵Int【α】＝F(集合I上的函数，I为事件的可能状态集，也可称可能世界集)，外延Ext【α,i】＝F(i)对于每个i∈I。

1.2 Montague语法

Montague 的三篇代表作开创了内涵逻辑语义的历史。定义的内涵逻辑称为Universal Grammar，该形式系统简称为IL系统。该语法将片段英语(Fragment)形式化，又将此片段英语转换成IL，给出了一个"可能世界"语义(在Carnap-Kripke意义之下)。给予英语(乃至其它一般的自然语言)的语义解释不是直接的，而是间接的。通常称为三个部骤的模型论解释【见Cooper,P12】:(假定源语言是英语)第一步将英语转换成"片段英语"，这是无二义性的语言(Disambiguous Language)，这儿的转换可能是1—多对应的，即一个英语短语、语句可能翻译成多个片段英语的短语、语句；第二步将片段英语转换成形式语言(内涵逻辑IL)，后者当然也无二义性(Unambiguous Language)，这儿的转换可能是1—1对应的，如果将这两步的转换合并起来考虑，则可认为是将英语转换成形式语言是1—多对应，因此代数上称为同态对应(Homomorphism) 第三步对于形式语言的表达式，给出模型论解释。最后用严格的代数方法可证明，对于英语一定存在一个间接的(隐含的，导出的)解释，而且是唯一的。

1.3 成分与叠置原则

Montague语法(又简称PTQ语法，跟UG的称法一样均来源于他的三篇代表作的缩写)的两个组成成分 "片段英语"FE(即英语子集，含第三人称的六种时态形式)和内涵逻辑IL。这两者作为语言和形式系统来看，都有语法组成和语义解释这两个方面。FE的语法是用范畴语法定义的，FE的语义如上述是间接导出的。IL的语法定义也是用范畴语法，名称上，FE中的组成元素称为语法范畴，IL中的组成元素称为类型(Type)。关于语法(或称句法Syntax)的定义无论是产生式语法还是范畴语法以及通常形式化的语法都是递归定义的，也就是说语法组成分为基本的和合成的(或称复合的，导出的)两类，合成成分是由其组成经有限次(叠置)复合而成(如此分解，直至每个组成均为基本成分为止)。因此说整体成分是其部分(组成)成分的函数(将组成映射到合成的函数，如能将映射关系表示成运算的话，也称为算子)，称之为Frege复合(叠置)原理。希望语义解释如同语法结构一样遵循Frege复合(叠置)原理。Montague语法中IL的语义规则是与IL的语法结构一一对应的。这个模型论解释的语义与语法是一个同态对应，此外，如上所述，从FE语句转换到IL语句是一个语法上的同构对应(严格地说，不是FE语句本身，而是它的语法分析树与IL的语句是同构)，从而使这个导出的，间接的模型论解释的语义与FE的语法(结构)是同构对应，均遵循Frege复合(叠置)原理。

§2. 动态语义学

给定语言表达式α后，在给定的内涵模型M(M为五元组(A,W,T,<,F)，其中A对象论域，W为可能世界集，T为时间集，<为集合T上的一个线性序，F是对系统内常项的指派)下，$\|\alpha\|^{M,g}$表示α与模型M及对变量的赋值函数g有关的内涵，$\|\alpha\|^{M,w,t,g}$表示α与模型M及对变量的赋值函数g及参照点<w,t>有关的外延，所以$\|\alpha\|^{M,w,t,g}=\|\alpha\|^{M,g}(<w,t>)$。这就是内涵逻辑中的语义表示式。这是静态语义，主要功能在于描述单句语义。与之相对照的有动态语义，主要功能在于描述联句语义。一个语句的含义似乎不仅仅在于真值条件，还在于方法、过程、状态，它们改变了该语句解释的信息表示。说话者将我们从信息的某个状态带到另一个状态之下，一个语句的含义恰恰在于这样的状态变迁。与程序语言的语义相仿，用一组状态的有序序偶{<g,h>}来表示动态语义，它表示所有可能的输入—输出状态。在程序语言中，一个程序π的解释是个序偶<g,h>，其中g是执行π之前的初始状态(如前置条件)，h是一个可能结果状态(如后置条件)。在自然语言的动态语义中，语言表达式Φ的一个语义解释为序偶<g,h>，当且仅当Φ是相对于g计值的，h是该计值过程的一个可能输出。在Groenendijk的动态谓词逻辑DPL中，状态表示为对变量的赋值函数(自变量为语言表达式中的变量，值为赋给该变量的个体对象。)这一类动态逻辑语义理论是遵循复合原理的，不同于Discourse语义学，当前倍受重视。

在DPL理论中，可成功地解释例句：A farmer owns a donkey，he beats it.
其中代词he，it与前句中所指对象之间的联结和约束关系充分显示了动态逻辑语义的优越性。

下面介绍新的动态系统。假定L1是内涵语言，L1语法：

（1）Var个体变元集；（2）$Pred_n$:n元谓词集；

（3）Fun_n:n元语句函数子(语句算子)集；（4）联结词和量词同一阶谓词演算系统。

L1中的合式公式由下述形式规则产生：

FR1:一阶谓词演算系统中的合式公式是L1中的合式公式；

FR2:若$\delta \in Fun_n, \alpha_1, \alpha_2, \cdots, \alpha_n$是n个合式公式，则$(\delta\alpha_1, \alpha_2, \cdots, \alpha_n)$是一合式公式。

语言L1的语义解释是由模型M:<D，W，F>决定，其中D，W为非空类，分别表示对象论域及可能世界类；F为对语言中谓词常量和函数子(语句算子)的指派。(如果考虑时态的话，W 可以是时间集合，多数情况最合适的是表示为序偶<w，t>的集合，其中w为可能世界，t为时间间隔。)在语义规则中，表达式Φ相对于模型M、可能世界W和赋值函数g而言，外延表示为$\|\Phi\|^{M, g, W}$。

一般来说，$\|\Phi\|$的值(意义)可有下述几种定义方式(①—③是静态语义)：

① 真值(即给出M，g，W之后的外延)；② {g}即使Φ满足的赋值函数集(给出M，W之后)；

③ {W}即使Φ满足的可能世界集(给出M，g之后，其中g与w无关)；

④ {<g，h>}，其中g，h为赋值函数。通常称为动态语义。

本文给出一种新的动态语义表示。出发点基于：$\|\Phi\|$={<输入状态，输出状态>}。但将状态看成一个可能世界。希望语义上的状态迁移反映语法上复合前后的变化，即状态迁移(从开始状态到结果状态)与复合原理相一致。于是一个复合表达式的语义计算过程归结为一个语义函数(关于其组成的函数)计算，这个过程直到所有的组成均为基本表达式(称为原子公式)。因此状态迁移过程最终将终止于所有的原子公式。于是很自然地，每个原子公式总是取其输入状态为其可能的输出状态。输入、输出状态相同的序偶看成是"测试点"，它不产生实质变迁(称为无副作用)，仅仅说明这个原子公式将被测试，看它为真或为假。我们希望这个动态语义理论：(1)符合Montague语法；(2)同样能合理地解释代词与所指对象的联系和约束关系(称为Anaphoric connectinn)。例如Groenendijk[1991]和Kamp[1981]所解释的例句形式：$\exists xp(x)\&q(x)$、$\exists xp(x)\rightarrow q(x)$，分别解释为：$\exists x(p(x)\&q(x))$与$\forall x\ (p(x)\rightarrow q(x))$。由此可见，动态的含义可用来解释联句的语义。

下文将介绍用带有可能世界的动态逻辑来表示时态和模态语言表达式的语义。

1. 时态逻辑(可能世界限于时间间隔)

例句子(1) It rained yesterday。

例句(1)在现在时刻(例如记为t1时刻)为真当且仅当存在一个先前时刻t2，t2<t1，使得语句成立，即"下雨"。为了表示时态语句通常定义算子P(past)和F(future)。因此在L1中可定义：

语法： $F, P \in Fun_1$。

语义： (2) $\|P\alpha\| = \{<t1, t2> \mid t1>t2\ \&\ \exists t\ <t2, t> \in \|\alpha\|\}$。

其中，$\exists t\ <t2, t> \in \|\alpha\|$意指α是在t2可计算的(可满足的)。

(3) $\|F\alpha\| = \{<t1, t2> \mid t1<t2\ \&\ \exists t\ <t2, t> \in \|\alpha\|\}$。

于是，(4) $<t1, t2> \in \|(1)\|$ 当且仅当

(5) $<t1, t2> \in \|P\ rain\|$ 当且仅当对于某个t，且t1>t2，有(6) $<t2, t> \in \|rain\|$。

然而在当前时刻测试语句" it rains "，只要t2=t，这恰恰因为语句"rains"已经是原子语句。直觉上，过去时态语句意味着在t1时刻发生的事实质上是依赖于在t2时刻发生的事，且有时序关系t1>t2，这就是存在一个状态转移。

看来，将来时态似乎亦是类似地处理。但实际上存在关于时间表示中的"透明性"问题。例如语句(7)【Cresswell 1990】：(7) One day all persons now alive will be dead。

语句可译成公式(8)(按M语法中FE到IL的转换规则)：(8) $F\ \forall x(Now\ Alive(x)\rightarrow dead(x))$

其中Now是时间算子，Alive，dead是谓词。于是(9) $<t1, t2> \in \|(8)\|$ 当且仅当

(10) $t1<t2\ \&\ \exists t3\ (<t2, t3> \in \|\forall x\ (Now\ Alive(x)\rightarrow dead(x)\|)$。

暂且略去全称量词便可明显地看出时间表示上的疑问:算子Now指的时刻应该是语句(9)中的t1呢还是语句(10)中的t2。(他们两者均应看成Now 所出现的语句中的初始时间状态!)显然,从原句的本意来说,Now应指t1! 它是整个语句的初始状态。由此可见,这个初始状态应该是保留的,不应随语义求解展开过程中状态迁移而变化的。也就是说,对于最外层的公式来说,算子Now作为一个成分可以是"透明的(transparent)",解决办法是建立"存储设置",以便保留这个时刻信息。为此用时间状态序列来代替单个时间状态。ρ:{$\rho(0)$,$\rho(1)$}。假定$\rho(0)$是表示每次的"计值世界",$\rho(1)$用于存储需保留的可能世界。并约定:

$\rho[1/0]$表示在ρ序列中用$\rho(1)$代替$\rho(0)$(即$\rho(0)$中的信息被改变为$\rho(1)$中的信息)其余不变,即$\rho(1)$不变。

$\rho[0/1]$表示在ρ序列中用$\rho(0)$代替$\rho(1)$,其余不变,即$\rho(0)$不变。

$\rho[\text{term } t/0]$表示在ρ序列中,用项t(可以是一个时间表达式)代替$\rho(0)$,其余不变。

引入初始化算子Ref,其定义如下:

语法: Ref $\in$Fun1。

语义: (11) $\|\text{Ref}\alpha\|=\{<\rho_w,\rho_v> \mid \rho_v=\rho_w[0/1]\ \&\ \exists\rho<\rho_v,\rho>\in\|\alpha\|\}$,初始化为$\rho_w(1)=\rho_w(0)$。

于是可定义算子Now:

语法:Now $\in$Fun1。

语义: (12) $\|\text{Now}\alpha\|=\{<\rho_w,\rho_v> \mid \rho_v=\rho_w[1/0]\ \&\ \exists\rho<\rho_v,\rho>\in\|\alpha\|\}$。

必需修改P,F的语义:

(13) $\|P\alpha\|=\{<\rho_w,\rho_v>\mid \exists t\ (t>\rho_w(0)\&\rho_v=\rho_w[\text{term } t/n]\ \&\ \exists\rho<\rho_v,\rho>\in\|\alpha\|\}$

(14) $\|F\alpha\|=\{<\rho_w,\rho_v>\mid \exists t\ (t<\rho_w(0)\&\rho_v=\rho_w[\text{term } t/0]\ \&\ \exists\rho<\rho_v,\rho>\in\|\alpha\|\}$

假定将(Now Alive(x)→dead(x))简记为α,则可推导如下:

语句(7)可更确切地译成(15) RefF ∀ xα。

(16) $<\rho_w,\rho_v>\in\|(15)\|$ 当且仅当(由定义(11)) (17) $<\rho_w[0/1],\rho_v>\in\|F\forall x\alpha\|$。

此处$\rho_w[0/1]$即是 $\rho_w(0)=\rho_w(1)$ (=t0例如设某个初始常数t0) 当且仅当(由(13))对于某个t1 $>\rho_w(0)$,有(18) $<\rho_w[0/1][\text{term } t1/0],\rho_v>\in\|\forall x\alpha\|$

假定变量赋值函数与可能世界无关,则可解释全称量词的语义:

(19) $\|\forall x\ \alpha\|^g=\{<\rho_w,\rho_v>\mid$ 对于每个$h([g[x]),<\rho_w,\rho_v>\in\|\alpha\|^h\}$

其中h=g[x]表示赋值函数h如赋值函数g一样,至多对于变量x的赋值不同。

注意:式子$\|\text{Exp.}\|^{M,g}$中的字母M,g往往会省略,只要不致引起混淆。因此这儿$\|\forall x\alpha\|^g$与$\|\alpha\|^h$显然是不同的。于是由(19)可知,(18)成立当且仅当 (20) $<\rho_w[0/1][\text{term } t1/0],\rho_v>\in\|\alpha\|^h$成立。

逻辑联结词→的语义类似于传统逻辑,可定义如下:

(21)$\|\alpha\to\beta\|=\{<\rho_w,\rho_v>\mid<\rho_w,\rho_v>\in\|\alpha\|\Rightarrow<\rho_w,\rho\ v>\in\|\beta\|\}$。

故(20)成立,当且仅当如果

(22)$<\rho_w[0/1][\text{term } t1/0],\rho_v>\in\|\text{Now Alive}(x)\|^h$成立,则

(23)$<\rho_w[0/1][\text{term } t1/0],\rho_v>\in\|\text{Dead}(x)\|^h$成立。

因为(22)成立,当且仅当由((12)) (24)$<\rho_w[0/1][\text{term } t1/0],\rho_v'>\in\|\text{Alive}(x)\|^h$ 成立。

注意到$\rho_w[0/1][\text{term } t1/0][1/0]$等价于程序: $\rho_w(1):=\rho_w(0)$;

$\rho_w(0):=\text{term } t1\ (\rho_w(0)=t1,\rho_w(1)=t0)$; $\rho_w(0=\rho_w(1)\ (\rho_w(0)=t0,\rho_w(1)=t0)$;

换言之,(20)成立,当且仅当

如果 (24′)$<\{t0,t0\},\rho_v'>\in\|\text{Alive}(x)\|^h$ 则 (23′)$<\{t1,t0\},\rho_v>\in\|\text{Dead}(x)\|^h$。

至此,公式均是原子公式,故有$\rho=\{t0,t0\}$,$\rho_v=\{t1,t0\}$。这就意味着(24)是真当且仅当"h(x) is alive at t0"和(23)是真,当且仅当"h(x) is dead at t1" (t1>t0),这恰恰就是语句(7)本身表达的确切含义。

2. 模态逻辑

语句: (25) Everyone actually rich might have been poor.

可将它译成公式: (26) $\forall x$ (actually(rich(x))→poor(x))

语义的解释(计算)过程可完全类似于上述时态逻辑情况，只是将上述的时间状态替换成可能世界,Now算子替换成Actually算子。作上述变异之后,模态逻辑的内涵语言记为L2。

3. 动态逻辑解释代词所指的联系

如DPL那样,可用动态逻辑来解释代词与所指对象间的联系。考虑例句:

(27) There was a key,it is lost. 译成谓词公式: (28) $\exists x$ key(x) & lost(x)。

逻辑联结词"与"(&)联结了两个语句。但是变量x在第一句中受存在量词约束,第二句中出现的x尚未说明也是受同一个量词约束。为了说明这一点,需要动态逻辑语义具有说明anaphoric connection能力。

更确切地可将语句(27)翻译成: (29) $\exists x$ key(x)&Now lost(x)。

我们希望能用动态逻辑语义解释成下列语句语义: (30) $P\exists x$ (key(x)&lost(x))。

为此,将语言L1扩展成为L3,具有可能世界的内涵语言。状态用T表示，它是序偶$<\rho,g>$,其中ρ为时间序列,g为赋值函数。有关算子的语义修改如下:

(31) $\|\mathrm{Now}\alpha\|=\{<T1,T2>|T1=<\rho1,g1>,\ T2=<\rho2,g2>,<<\rho1[1/0],\ g1>,\ T2>\in\|\alpha\|\}$。

(32) $\|P\alpha\|=\{<T1,T2>|T1=<\rho1,g1>,\ T2=<\rho2,g2>,\ \exists t\ (t<\rho1(0),<\rho1[\mathrm{term}\ t/0],\ g1>,\ T2>\in\|\alpha\|\}$。

(33) $\|\varphi\&\psi\|=\{<T1,T2>|\ \exists T3,T3'\ (T3=<\rho3,g3>,\ T3'=<\rho3',g3>,\ <T1,T3>\in\|\varphi\|,\ <T3',T2>\in\|\psi\|)\}$。

(34) $\|\ \exists x\ \varphi\|=\{<T1,T2>|\ \exists T4\ (T4=<\rho4,g4>,g4=g1[x],T1=<\rho1,g1>,<T4,T2>\in\|\varphi\|)\}$。

(35) $\|\varphi(x)\|=\{<T1,T2>|T1=T2,\ g1=g2,\ g1(x)\in F(\varphi)\}$。

φ是原子公式,$F(\varphi)$是个体集,F是模型M中的指派。

这儿定义的联结词"与"(&)的语义,如同复合语句$\{\varphi;\psi\}$的语义一样，直觉上是处理成顺序的。式子$\rho1[1/0]$,$\rho1[\mathrm{term}\ t/0]$,g1[x]均同前述的说明,不重述。

假定初始时对所有的整数i,j,$\rho i(j)=t0$,$\rho i(\{\rho i(0),\rho i(1)\})$,gi 表示状态Ti中有关分量。

于是,

(36) $<T1,T2>\in\|(29)\|$当且仅当(由(33))对于某个T3, T3', g3 =g3'有

(37) $<T1,T3>\in\|P\ \ \exists x\ \mathrm{key}(x)\ \|$ 且

(38) $<T3',T2>\in\|\mathrm{Now\ lost}(x)\|$。

(37)成立,当且仅当(由(32))对于某个$t<\rho1(0)$,

(39) $<<\rho1[\mathrm{term}\ t/0],\ g1>,T3>\in\|\ \exists x\ \mathrm{key}(x)\|$当且仅当(由(34))对于某个h=g1[x],

(40) $<<\rho1[\mathrm{term}\ t/0],\ g1[x]>,T3>\in\|\mathrm{key}(x)\|$当且仅当(由(35))

(41) $T3=<\rho1[\mathrm{term}\ t/0],\ g1[x]>$即

$\rho3=\rho1[\mathrm{term}\ t/0]$, g3=g1[x], 且$g1[x](x)\in F(\mathrm{key})$。其中g1[x](x)=h(x)。

(38)成立,当且仅当(由(31))

(42) $<<\rho3'[1/0],\ g3'>,T2>\in\|\mathrm{lost}(x)\|$当且仅当(由(35)) $T2=<\rho3'[1/0],\ g3'>$

即$\rho2=\rho3'[1/0]$,g2=g3' =g3,(由(33))=g1[x] (由(41))且$g3(x)\in F(\mathrm{lost})$。

这意味着(g3(x)=)g1[x](x)(=k0,例如说某个常数k0)是一把钥匙,存在于t(<t0)且g3(x)(=k0)于t0时丢了。虽然这儿没有使用谓词"being "(存在),仍然可表达含义。不难看出,如果采用存在谓词后,可以更确切,但实质上没有太大的区别。

另一方面,对于公式(30),其语义解释如下:

(43) $<T1, T2> \in \|(30)\|$ 当且仅当(由(32))对于某个 $t<\rho 1(0)$，

(44) $<<\rho 1[\text{term } t/0], g1>, T2> \in \| \exists x\ (key(x)\ \&\ Now\ lost(x))\|$，当且仅当(由(34))对某个 $h(=g1[x])$，

(45) $<<\rho 1[\text{term } t/0], g1[x]>, T2> \in \|key(x)\ \&\ Now\ lost(x)\|$，当且仅当(由(33))对于某 $T3, T3', g3=g3'$，

(46) $<<\rho 1[\text{term } t/0], g1[x]>, T3> \in \|key(x)\|$，且

(47) $<T3', T2> \in \|Now\ lost(x)\|$。

(46)成立，当且仅当 $T3=<\rho 1[\text{term } t/0], g1[x]>$，且 $g1[x](x) \in F\ (key)$。即 $\rho 3=\rho 1[\text{term } t/0]$，$= g1[x]$。

(47)成立，当且仅当(由(31))

(48) $<<\rho 3'[1/0], g3'>, T2> \in \|lost(x)\|$ 当且仅当(由(35)) $T2=<\rho 3'[1/0], g3'>$，$g3' \in F(lost)$。即 $\rho 2=\rho 3'[1/0], g2=g3'=g3=g1[x]$。

这就显示了语句(公式)(29)与(30)有相同的含义。这正是我们所要求的。

参考文献

1. Benthem.J.V. Semantic Parallels in Natural Language and Computation, in Log Colloquium'87.
2. Cresswell.M.J. Entities and Indices,Dordrecht Kluwer,1990.
3. Cooper.R. Qualification and Syntactic Theory,D.Reidel,1983.
4. Dowty.D.R. Introduction to Montague Semantics.S.Reidel,1981.
5. Groenendijk.J. Dynamic Predicate Logic,Linguistic and Philosophy Vol,14.No.1,1991.
6. Kamp.H. A Theory of Thuth and Semantic Representation. in 'Formal Methods in Tl Study of Language' Amsterdam ,1981.
7. Lu Ruzhan, About Semantic Theory and Understanding of Natural Language,TU Berl ,技术报告.
8. Lu Ruzhan, Dynamic Senmatic with Indeces,TU Berlin ,技术报告.