《歐美研究》第三十六卷第一期 (民國九十五年三月)，75-120

古樸塔及貝爾那普的真理修正理論述評*

王文方
國立中正大學哲學系
E-mail: wenfwang@hotmail.com

摘要

本論文旨在介紹並評論古樸塔及貝爾那普的真理修正理論。第一節說明T- 雙條件句與說謊者語句間的緊張關係，並說明真理修正理論的目標。第二節說明真理修正理論的主要主張。第三節說明真理修正理論中的兩個形式語意論系統S^* 和$S^\#$。第四節說明真理修正理論中的一個自然演繹法演算系統C_0，並藉此檢視語意悖論與循環定義。在第五節中，我則仔細檢視真理修正理論的一些結果，討論針對該理論所發現的反例，並簡略提出我對真理問題的看法。我的結論是：儘管真理修正理論在邏輯上清楚、目標上部分成功，但我們仍有好的理由去反對它。

關鍵詞：真理修正理論、循環定義、語意悖論、T-雙條件句、塔斯基

投稿日期：94.5.26；接受刊登日期：94.9.19；最後修訂日期：94.10.27
責任校對：林鈺婷、林碧美
* 本論文之所以能夠完成，首先要感謝國科會多年來對作者研究計畫的贊助，其次要感謝國立台灣大學梁埼益教授在民國九十四年所舉辦的兩次「經驗與真理研討會」。古樸塔教授本人在會中的評論以及與會學者的批評，對本論文的完成都有極大的助益，在此一併致謝。

壹、背景

塔斯基 (Tarski, 1944, 1983) 認爲，一個可以被接受的、有關某個對象語言L的真理理論不僅應該在形式上是正確的 (formally correct)，而且應該在實質上是恰當的 (materially adequate)。所謂「形式上正確的」，塔斯基部分指的是，儘管表達這個理論的後設語言L' 應該包含「在L中爲真」這樣的述詞，但L和L' 卻不可以包含自己的真述詞。而這也就是說：L不可以包含「在L中爲真」這個述詞，而L' 也不可以包含「在L'中爲真」這個述詞；換句話說，L及L' 都不可以是語意上封閉的 (semantically closed) 語言。所謂「實質上恰當的」，塔斯基則指的是，這樣的理論應該邏輯蘊含所有具有下面這種形式的T- 雙條件句 (T- biconditionals)：[1]

(T) X (在 L 中) 為真若且唯若 p

其中，X是L中任一語句在語言L' 裡的標準名稱，而p則是該語句在L' 中的翻譯。如果語言L' 恰好包含L作爲其一部分，而且如果L' 使用引號作爲建立語句標準名稱的工具，[2] 那麼，一個在實質上恰當的真理理論便應該邏輯上蘊含所有具有下面這種形式的T- 雙條件句：

(T)⌈p⌉(在 L 中) 為真若且唯若 p

「形式正確性」要求的一個結果是：後設語言L' 與對象語言L絕對

---

[1] 塔斯基 (Tarski, 1983) 對實質恰當性的要求其實有兩項，另一項是要求該理論必須邏輯上蘊含這樣的結果：所有可以說得上為真的事物都是語句。由於這個額外的要求對我們以下的討論並非緊要，我們在此略去不予考慮。

[2] 其他有系統地建立語言標準名稱的方式還包括：使用塔斯基 (Tarski, 1983) 所謂的「結構描述名」(structural-descriptive names)、使用哥德爾數碼 (Godel numbering) 等等。

不能是同一個語言。由於自然語言通常包含自己的真述詞，因此塔斯基認爲他的真理理論並不適用於自然語言之上 (Tarski, 1983: 155-65; 1944)。[3, 4]

古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 並沒有接受塔斯基對真理理論的全部看法；他們尤其明白反對塔斯基對「形式正確性」的要求，認爲這不僅會減消語言的表達能力，同時也限制了真理理論可以應用的範圍。古樸塔和貝爾那普相信，就算 (T) 中的語言L是一個像中文一樣的日常語言，而且就算L和L’ 是同一個語言，(因而L—也就是L’ —包含自己的真述詞)，上述的每一個T- 雙條件句仍然在分析上是真的，並且共同窮盡了真理這個概念或「是真的」這個述詞的「內涵」(intension)；用古樸塔和貝爾那普自己的話來說：「T- 雙條件句固定 (fix) 了真理的內涵」。[5] 他們稱這樣的主張爲「內涵性主張」(intension thesis)。

問題是，塔斯基之所以認爲「形式正確性」的要求對任何可被接受的真理理論都是必要的，那是因爲他相信，一個包含自己的真

---

3 更正確地說：塔斯基 (Tarski, 1983) 認為自然語言是全般性的 (universal) 語言—任何在其它語言中能被表達的內容，在自然語言中都能被表達—因而不可能在這樣的語言中定義其真理概念而不導致矛盾。

4 塔斯基的理論直到現在仍有一些人奉為圭臬,並認為原則上可以適用在自然語言身上，如帕森斯 (Parsons, 1974) 和博鞠 (Burge, 1979)。克里普齊 (Kripke, 1975) 說這些人的看法在當時是「正統途徑」(orthodox approach) 的看法。克里普齊對正統途徑的看法提出了許多有力的批評，也提出了自己的「固定點理論」(fixed point theory)。這些理論和批評都是在真理理論的討論上極為重要的文獻。不幸的是，本文基於篇幅限制無法詳談，但作者擬於將來另外撰寫一篇專文討論。

5 詳見古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993: 25) 及古樸塔 (Gupta, 2001)。古樸塔 (Gupta, 2001) 謹慎提醒我們：接受「內涵性主張」——把T-雙條件句當成是固定真理的內涵、或固定真理在每一個可能世界中的外延——並不等於認為T-雙條件句共同固定了真理的「意義」。對古樸塔和貝爾那普來說，「意義」似乎是一個比「內涵」來得更豐富的概念。

述詞的「豐富」語言會產生像 (說謊者) (the Liar)：

(說謊者) (說謊者) 不是真的

這種語意上弔詭的語句，因而變得不一致 (inconsistent)：[6]

(證明一)

1. (說謊者) =「(說謊者) 不是真的」	
2.「(說謊者) 不是真的」是真的若且唯若 (說謊者) 不是真的	
3. (說謊者) 是真的	
4.「(說謊者) 不是真的」是真的	1, 3, Identity
5. (說謊者) 不是真的	2, 4, Logic
6. (說謊者) 不是真的	3-5, R. A. A.
7.「(說謊者) 不是真的」是真的	2, 6, Logic
8. (說謊者) 是真的	1, 7, Identity
9. 矛盾	6, 8.

如果古樸塔和貝爾那普反對「形式正確性」這個要求，他們要如何避免他們的真理理論陷入弔詭，並變得不一致呢？事實上，古樸塔和貝爾那普接受塔斯基在這裡的部分看法，認爲一個包含自己的真述詞的語言的確會產生弔詭的語句，但他們並不認爲這些弔詭的語句會導致不一致。他們認爲，塔斯基之所以相信弔詭的語句會導致不一致，那是因爲塔斯基將T- 雙條件句做了過度簡單解讀——也就是將其中的「若且唯若」解讀爲實質等值 (material equivalence) ——的結果。他們堅信，如果我們正確描述真理這個日常概念，並且正確理解T- 雙條件句的角色功能，那麼，我們將會了解爲什麼類似 (說謊者) 這樣的語句會是語意上弔詭的，但卻不必擔心一個豐

[6] (說謊者) 是形式上最簡單、自我指涉的弔詭語句。除 (說謊者) 以外，豐富的語言還可能產生n個互相指涉的弔詭語句。類似的評論適用於以下的 (老實人)。

富的語言會因此變得不一致。更明確地說，古樸塔和貝爾那普想要提供一個能夠達成下列這幾項目標的真理理論：[7]

1. 這個理論的對象語言可以是像日常語言一樣豐富的語言。
2. 這個理論要能夠符合內涵性主張。
3. 這個理論要能夠說明爲什麼「是真的」一詞在日常許多的應用上並不成問題。而它也要能夠說明，爲什麼像 (說謊者) 這樣的語句會是弔詭的，而像 (老實人) (the Truth Teller)：

   (老實人) (老實人) 是真的

   這樣的語句則是「怪怪的」或「病態的」(pathological)。[8]
4. 這樣的理論會是邏輯上一致的。

貳、循環定義與真理概念

古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993: 113-43) 認爲，提出這樣一種真理理論的關鍵，在於先行提供一個一般性的、有關循環定義的語意論與邏輯理論；而這是因爲：中文裡「是真的」這個述詞所表現出來的語意與邏輯行爲，與循環定義的語詞所表現出來的語意與邏輯行爲間「有著驚人的相似性！」就真理這一方面來說，對於許多的語句而言，要決定「是真的」這個述詞是否能夠應用在它們身上並不成問題；比方來講，所有的人都會同意：「雪是

[7] 以下第 2、3 兩點是古樸塔和貝爾那普在 (Gupta & Belnap, 1993) 第一章末明白揭櫫的目標，第 1、4 兩點則隱含在該章各處。

[8] (老實人) 這個句子的病態性在於：沒有任何的非語意事實足以決定這個句子的真或假；或者說，不論我們假設它為真或為假，這樣的假設都相容於所有的非語意事實。因而，如果我們必須對它賦予一個真假值的話，這樣的賦值可以是任意的。

白的」和「王文方是男人」是真的，而「雪是綠的」和「王文方是女人」則不是真的。但對於像 (說謊者) 和 (老實人) 這樣的語句來說，將「是真的」一詞應用在它們身上，則會產生令人困惑的結果：對於 (說謊者)，無論我們將「是真的」一詞應用或不應用在它身上，似乎都會導致矛盾的的結果；而對於 (老實人)，則不管我們將「是真的」一詞應用在它身上與否，都不會牴觸任何的非語意事實。簡單地說，「是真的」一詞在一些語句 (如 (說謊者)) 的應用上展現出病態的「弔詭性」(paradoxicality)，在另一些語句 (如 (老實人)) 的應用上展現出病態的「任意性」(arbitrariness)，但在其它語句的應用上則沒有任何的問題。類似地，許多循環定義的語詞也展現出類似的語意行爲。比方來講，下面這個循環定義 (D_1)：

(D_1) $Gx =_{df}$ (x=蘇格拉底) $\vee$ (x=柏拉圖 $\wedge$ ~Gx) $\vee$ (x=亞理斯多德 $\wedge$ Gx)

其中的被定義端“G”就展現出與日常語言中「是真的」一詞極爲相似的語意行爲。如果我們以一個事物是否滿足 (D_1) 的定義端來作爲它是否是G的標準，那麼，我們可以很容易看出，蘇格拉底毫無疑問是G，(因爲蘇格拉底滿足第一個選取項，因而滿足整個的定義端)，而蘇格拉底、柏拉圖以及亞理斯多德之外的東西則毫無疑問地不是G，(因爲這些東西並不滿足定義端中的任何一個選取項)。至於柏拉圖和亞理斯多德，假設他們是G (或不是G) 則分別會導致弔詭與任意的病態結果。假設柏拉圖是G，那麼，根據這個假設，柏拉圖不滿足定義端中的任何一個選取項，因而柏拉圖不是G；但如此一來，柏拉圖等於柏拉圖而且不是G，因而柏拉圖滿足了第二個選取項和整個的定義端，因此柏拉圖是G。簡單地說，柏拉圖是G若且唯若柏拉圖不是G。至於亞理斯多德，我們最多可以說的是：

如果他是G，則他是G；而如果他不是G，那麼他就不是G。

這些存在於日常語言真理概念與循環定義間的相似行爲啓發了古樸塔和貝爾那普；他們大膽地主張 (Gupta & Belnap, 1993: 113-143)：日常語言中的真理概念其實是循環概念的一種，因而只有以循環的方式才可以適當地去定義它的內涵。的確，如果我們將中文裡的每一個T- 雙條件句都看作是對中文真理慨念的一個「局部性定義」(partial definition)——塔斯基有時就是這樣認爲的[9]——那麼，下面這兩個「局部定義」中的任何一個都足以顯示日常中文裡的真理概念的確是循環的：[10]

(D_2) 「這句話不是真的」為真若且唯若 $(=_{Df})$ 這句話不是真的
(D_3) 「這句話是真的」為真若且唯若 $(=_{Df})$ 這句話是真的

事實上，古樸塔和貝爾那普認爲，如果“A_1”、…、“A_n”…等列舉了語言L中的每一個語句，那麼，所有有關這些L語句的T- 雙條件句便「共同固定了真理的內涵」；或者，換一個方式說，古樸塔和貝爾那普認爲 (1993: 133)，下面這個具有無限長度的定義 (DT)：

(DT) x (在L中) 是真的 $=_{Df}$ $(x=\text{“}A_1\text{”} \wedge A_1) \vee \ldots \vee (x=\text{“}A_n\text{”} \wedge A_n) \vee \ldots$

不多不少地窮盡了 (是 L 中的) 真理這個概念的內涵。如果 L 是像日常中文一樣，其中至少有些語句包含了「是真的」這個述詞，那麼，(DT) 便很明顯是個循環的定義，而「是真的」這個述詞也就很明顯地代表了一個循環的概念。

---

9 塔斯基 (Tarski, 1944)：「每一個T-雙條件句…或許可以被看作是真理的一個局部性定義，這樣的T-雙條件句說明了個別語句為真的條件。就某個意義來說，真理的一般性定義必須等於所有這些局部定義的和取。」

10 類似的想法亦見於亞魁柏 (Yaqub, 1993: 36-42)。

問題是，就算我們接受日常的真理概念應該以循環的方式來加以定義的這種說法，傳統上，循環定義仍然被認爲是一種要不得的定義方式；而這是因爲：(1) 循環定義被認爲違反定義的非創造性 (non-creativity) 要求：某些原來無法被證明的、與循環定義無關的句子，在加入循環定義後變得可以證明了；以及 (2) 循環定義被認爲違反被定義端的可被排除性 (eliminability) 要求：某些包含了被定義端的語句並不在邏輯上等值於任何一個不出現在該被定義端的句子。[11] 有關於 (2)，我們只要想像 (說謊者) 這樣的語句就可以了。至於 (1)，則考慮下面這個有關G的循環定義 (D_4)：

$$(D_4)\ Gx =_{df} Fx \vee (Hx \wedge \sim Gx)$$

以下的推論似乎顯示說：我們可以從定義 (D_4) 先驗地推論出「所有的H都是F」，因而 (D_4) 是一個創造性的定義！

(證明二)

1. $\sim Fx \wedge Hx$	
2. Gx	
3. $\sim Fx \wedge \sim (Hx \wedge \sim Gx)$	1, 2, Logic
4. $\sim Gx$	3 and (D_4)
5. $\sim Gx$	2-4, R.A.A.
6. $Hx \wedge \sim Gx$	1, 5, Logic
7. $Fx \vee (Hx \wedge \sim Gx)$	6, Logic
8. Gx	7 and (D_4)
9. $\sim (\sim Fx \wedge Hx)$	1-8, R.A.A.
10. $(x)\ (Hx \supset Fx)$	9, Logic

不過，古樸塔和貝爾那普論證指出，上述有關循環定義會違反非創

11　有關非創造性和可被排除性的要求，詳見薩匹斯 (Suppes, 1972) section 2.1。

造性要求的說法，其實是不正確的：如果我們正確理解與循環定義有關的邏輯推論規則，我們將會看出，像這種用來論證循環定義會違反非創造性要求的「證明」，都是邏輯上的謬誤(詳見下文)。至於 (2) 中所提到的可被排除性要求，古樸塔和貝爾那普則認爲過於嚴苛。他們相信，非創造性要求的目的，在於確保定義的功能只在「固定意義而不做實質斷說」(Gupta & Belnap, 1993: 128)，但可排除性要求則無此功能。古樸塔和貝爾那普相信，如果我們放棄被定義端的可被排除性要求，那麼，對循環定義的語意功能與邏輯規則作出一個恰當地說明是可能的，因而循環的定義可以看作是合法的定義。

如果我們把循環定義看作是合法的定義，我們應該如何去理解它們的語意功能呢？循環定義與一般定義的語意功能間又有什麼樣的區別？古樸塔和貝爾那普認爲，我們可以把任何的語言定義“$Gx =_{df} \phi x$”看作是在提出一項規則：這個規則告訴我們如何在任意的一個模型中，根據論域裡的事物是否滿足“ϕx”這件事來決定“G”在該模型裡的外延。對於一般的定義來說，由於定義端中所使用的概念在模型裡都已經事先被賦予一定的外延，因而我們可以根據該定義所提供的規則去明確地決定被定義端的外延。我們可以說，一般的、非循環定義提供我們一個決定被定義端外延的「絕對性規則」(categorical rule)。但循環的定義則非如此；循環定義的問題在於被定義端總是出現在定義端中，因而在決定被定義端的外延時，我們得先決定定義端裡的每個概念——包括被定義端——的外延，但如何決定被定義端的外延正是問題所在！不過，雖然一個有關於“G”的循環定義並不能提供我們一個決定“G”外延的絕對性規則，但古樸塔和貝爾那普認爲，它還是能夠提供我們一個決定“G”外延的「假設性規則」(hypothetical rule)：在假設“G”的外

延是論域的一個子集合X的情況下，這個規則決定了一個相對於這個假設X的新外延。古樸塔和貝爾那普稱循環定義所提供的假設性規則爲「修正規則」(rules of revision)，他們說：「將這樣的規則運用在被定義端的假設外延之上時，這個規則會產生一個比原來的假設來得更好的——或至少一樣好的——新外延。」(Gupta, 2001)

以前述 (D_1) 這個循環定義爲例，雖然 (D_1) 並不能夠提供一個決定“G”外延的絕對規則，但它還是能夠提供下面這樣的一個修正規則：

(RG) 假設“G”的外延是 X，則“G”的新外延是所有 (或者等於蘇格拉底、或者等於柏拉圖但不屬於 X、或者等於亞理斯多德且屬於 X) 的東西所形成的集合。

如果 X={陳水扁、蘇格拉底}，則這個規則所產生的新外延是{蘇格拉底、柏拉圖}；而這是因爲，在假設“G”的外延 X 是{陳水扁、蘇格拉底}的情形下：蘇格拉底等於蘇格拉底，柏拉圖等於柏拉圖但不屬於 X，而其它的人則不滿足上述選取式中的任何一項。如果 X={陳水扁、柏拉圖}，則這個規則所產生的新外延是{蘇格拉底}；而這是因爲，在假設“G”的外延 X 是{陳水扁、柏拉圖}的情形下：蘇格拉底還是等於蘇格拉底，而其它的人則不滿足上述選取式中的任何一項。最後，如果 X={亞里斯多德}，則這個規則所產生的新外延是{蘇格拉底、柏拉圖、亞里斯多德}；而這是因爲，在假設“G”的外延 X 是{亞里斯多德}的情形下：蘇格拉底等於蘇格拉底，柏拉圖等於柏拉圖但不屬於 X，亞里斯多德則等於亞理斯多德且屬於 X，而其它的人則不滿足上述選取式中的任何一項。事實上，不論 X 是一個什麼樣的假設，蘇格拉底一定會屬於 (RG) 這個規則所產生的新外延，而蘇格拉底、柏拉圖和亞里斯多德之外的事物則一定不會屬於這個新外延。至於柏拉圖和亞里斯多德，我們則可以很容

易看出：如果柏拉圖屬於 X，則他將不會屬於新的外延，反之亦然；而如果亞里斯多德屬於 (或不屬於) X，則他還是會繼續屬於 (或不屬於) 所產生的新外延中。我們可以將上述有關 (RG) 的這些訊息簡單表述如下 (以下 RG (X) 代表以規則 (RG) 修正假設 X 後的結果)：

對於所有的 X 來說，蘇格拉底$\in$RG (X)；
對於所有的 X 來說，柏拉圖$\notin$RG (X) 若且唯若柏拉圖$\in$X；
對於所有的 X 來說，亞里斯多德$\in$RG (X) 若且唯若亞里斯多德$\in$X；
對於所有的 X 及 d 來說，如果 d$\neq$蘇格拉底$\wedge$ d$\neq$柏拉圖$\wedge$ d$\neq$亞里斯多德，則 d$\notin$RG (X)。

對古樸塔和貝爾那普來說，中文裡的真理概念既然是一個循環的概念，有關它的定義——也就是所有的 T- 雙條件句或 (DT) ——自然也只能提供一個假設性的修正規則：在假設某些語句爲真的情況下，這個規則產生出一個有關真理的新外延。我們可以將這個規則表示如下：

(RT) 假設「是真的」的外延是 X，則它的新外延是所有或者 (等於「雪是白的」且雪是白的)、或者 (等於「『雪是白的』是真的」且「雪是白的」屬於 X)、或者…或者 (等於「這個語句是真的」且這個語句屬於 X)、或者…或者 (等於「這個語句不是真的」且這個語句不屬於 X)、或者…的語句所形成的集合。

爲了說明 (RT) 這個規則的實際應用，讓我們來看一些例子。如果我們的假設是：沒有任何的中文語句是真的——換句話說，如果我們假設「是真的」這個述詞的外延是空集合——那麼，將 (RT)

應用到這個假設上將產生一個包括下列各語句的新集合 Y：

雪是白的；草是綠的；陳水扁是男人；呂秀蓮是女人；...

因在假設沒有任何中文語句爲真的情形下，「雪是白的」仍然等於「雪是白的」，而且實際上雪是白的，而「草是綠的」還是等於「草是綠的」，而且實際上草是綠的...等等。但 Y 並不包括下面這些中文語句：

「雪是白的」是真的；「草是綠的」是真的；「陳水扁是男人」是真的；...

而這是因爲：在假設「是真的」這個述詞的外延是空集合的情形下，「雪是白的」、「草是綠的」、「陳水扁是男人」等等都不屬於這個假設下的集合。[12] 不過，如果我們改以Y來作爲我們的新假設，那麼，將 (RT) 應用在Y上所產生的新集合將包括上述那兩組語句，但不包括下面這些語句：

「『雪是白的』是真的」是真的；「『草是綠的』是真的」是真的；...。

爲了讓讀者更深刻了解 (RT) 這個規則，讓我們再看一個例子。這次，我們假設我們的語言當中只有三個語句：(說謊者)、(老實人) 和「雪是白的」。如果我們假設這三個句子當中沒有一個是真的，那麼，(RT) 這個規則所產生的新外延是{「雪是白的」、(說謊者) }。因爲在假設「是真的」一詞的外延是空集合的情形下，「雪

---

[12] 不用說，Y也不會包括下列這些句子：雪是黑的；草是紅的；陳水扁是女人；呂秀蓮是男人；...等等。因為，在假設沒有任何中文語句為真的情形下，雖然「雪是黑的」還是等於「雪是黑的」，但實際上雪並不是黑的，...等等。

是白的」等於「雪是白的」，而且雪的確是白的，而 (說謊者) 等於 (說謊者)，而且的確 (說謊者) 不屬於「是真的」一詞的外延。至於 (老實人)，雖然 (老實人) 等於 (老實人)，但 (老實人) 所說的內容 (即：說它自己屬於「是真的」一詞的外延) 卻非如此，因此它不屬於新產生的外延中。類似地，如果我們假設這三個語句都是真的，那麼，(RT) 這個規則所產生的新外延是{「雪是白的」、(老實人) }；而這是因爲，在假設「是真的」一詞的外延是所有語句的情形下：「雪是白的」等於「雪是白的」，而且雪的確是白的，而 (老實人) 則等於 (老實人)，而且 (老實人) 的確屬於「是真的」一詞的外延。至於 (說謊者)，雖然 (說謊者) 還是等於 (說謊者)，但 (說謊者) 所說的內容 (即：說它自己不屬於「是真的」一詞的外延) 卻非如此，因此它不屬於新產生的外延中。讀者可以自己驗證把 (RT) 應用到其它假設上的結果；我們可以將這些結果簡單地表述如下 (以下箭頭的左邊代表我們的假設，箭頭的右邊則代表以 (RT) 修正這個假設後的結果)：

∅→{「雪是白的」、(說謊者) }
{「雪是白的」}→{「雪是白的」、(說謊者) }
{ (老實人) }→{「雪是白的」、(老實人)、(說謊者) }
{ (說謊者) }→{「雪是白的」}
{「雪是白的」、(老實人) }→{「雪是白的」、(老實人)、(說謊者) }
{「雪是白的」、(說謊者) }→{「雪是白的」}
{ (老實人)、(說謊者) }→{「雪是白的」、(老實人) }
{「雪是白的」、(老實人)、(說謊者) }→{「雪是白的」、(老實人) }

雖然真理的修正規則只具有暫時性的假設特性，但古樸塔和貝爾那普認爲，適當地運用這個規則還是可以讓我們對每一個語句是

否爲真作出「絕對性」(categorical) 的判斷，而一個真理修正理論 (revision theory of truth) 最重要的工作就在於說明這樣的「轉折」如何可能。[13] 現在讓我們問：如何從真理的暫時性假設規則過渡到對語句真假的絕對性判斷？古樸塔和貝爾那普的答覆是：當面對一個模型時，我們不應該只考慮少數幾個有關「是真的」一詞的可能假設外延，而應該考慮該詞的所有可能外延。甚者，在考慮該詞的每一個可能外延時，我們利用T- 雙條件句或 (DT) 所提供的修正規則，對該假設以及修正後的結果作出一序列 (sequence)、任意無限多次[14] 的應用或「修正」。有些最初的假設會在這樣的修正序列中被「淘汰」而不再出現，而其它的最初假設則會在這樣的修正序列中最終「存活下來」並一再地重複出現。[15] 讓我們稱前者爲「不夠好的假設」，而稱後者爲「最好的假設」(best hypotheses)。[16] 古

13 更廣泛一點地說，雖然任何有關循環概念G的修正規則只具有暫時性的假設特性，但古樸塔和貝爾那普相信，適當地運用這個規則仍然可以讓我們對每一個事物是否為G作出「絕對性」的判斷，而一個修正理論最重要的工作就在於說明這樣的轉折如何可能。本節以下有關真理的說明，稍作修正之後，同樣可以應用到任意一個循環概念之上。

14 所謂「任意無限多次的序列」，我們指的是：或者長度是某個極限基數的序列，或者長度包括了每一個序數的序列，後者也就是長度等於On的序列。有關這個說法較為精確的說明，詳見下一節有關「修正序列」的定義。

15 所謂「一再地重複出現」，包括連續地及間歇地一再重複出現兩種，而後者的間歇性則包括規則的和不規則的兩種。在下一節裡，我們將給這個概念一個明確的定義，詳見「遞迴」(recurrent) 假設的定義。

16 雖然前述的定義 (D_1) 並不是在定義真理這個概念，不過，我們也可以利用它來說明這裡的幾個概念。假設我們以{蘇格拉底、亞里斯多德}這個集合作為我們最初的假設，那麼，重複地將 (RG) 應用在這個假設和修正後的結果之上，將會產生下面這樣一個有關“G”的外延序列：{蘇格拉底、亞里斯多德}→{蘇格拉底、柏拉圖、亞里斯多德}→{蘇格拉底、亞里斯多德}→{蘇格拉底、柏拉圖、亞里斯多德}→…由於這個假設在這個序列中終將一再地重複出現，所以我們可以說它是一個最好的假設。

樸塔說：

> 如果一個語句在所有最好的假設下都成立 (holds)，那麼，它就是絕對地真 (categorically true)。如果一個語句在所有最好的假設下都不成立 (fails)，那麼，它就是絕對地假 (categorically false)。而如果一個語句既非絕對地真也非絕對地假，那麼，它便是一個病態的 (pathological) 語句。(2001: 102-103)

再以之前那個只包括 (說謊者)、(老實人) 和「雪是白的」的簡單語言爲例，如果我們對這個語言的每一個假設都作出一序列、任意無限多次的修正，我們將會發現：{「雪是白的」}、{「雪是白的」、(老實人) }、{「雪是白的」、(說謊者) }以及{「雪是白的」、(老實人)、(說謊者) }這四個假設會在以它們開始的修正序列中一再地重複出現，因而是所謂「最好的假設」。而其他四個假設則是不夠好的假設。有關這一點，我們可以從下圖中清楚地看出。

∅→{「雪是白的」、(說謊者) }←→{「雪是白的」}←{ (說謊者) }
{(老實人) }→{「雪是白的」、(老實人)、(說謊者) }←→{「雪是白的」、(老實人) }←{ (老實人)、(說謊者) }

圖 1

圖 1 摘要了以 (RT) 修正這個語言中任意假設的結果。從圖 1 中我們可以看出：不論我們從哪個假設開始，每一個修正序列最後一定會在上一排中間的兩個集合間往復徘徊，或者在下一排中間的兩個集合間往復徘徊。而這也就是說，只有這四個假設才會是一再重複出現的假設。不過，由於只有「雪是白的」這句話在上述這四個最好的假設下才都成立；因此，只有「雪是白的」才是絕對的真。至

於 (說謊者) 和 (老實人)，它們既非在所有最好的假設下都成立，亦非在所有最好的假設下都不成立；所以，依據定義，它們是病態的語句。

另外一個從真理的假設規則過渡到對語句真假絕對性判斷的方法則是這樣的：當我們考慮「是真的」一詞的每個可能外延時，我們同樣利用 T- 雙條件句或 (DT) 所提供的修正規則，對該假設作出一序列、任意無限多次的應用或修正。當我們這樣做之後，我們會發現，有些語句會在每個序列的某一點之後都持續穩定地出現而不再消失，而有些語句則會在每個序列的某一點之後都將持續穩定地消失而不再出現。我們稱前者爲絕對地真的語句，而稱後者爲絕對地假的語句。至於這兩種語句之外的其它語句，我們則稱之爲病態的語句。再以之前的簡單語言爲例，我們可以很容易看出：「雪是白的」在所有的修正序列中都將持續穩定地出現而不再消失，因而是絕對地真，而其它語句則是病態的語句。乍看之下，這個方法似乎與前述利用「最好假設」的方法不同，不過，在下一節中我們將會看到，這兩種「轉折」方式的結果其實是一致的。

有關病態的語句，我們還可以再作一點說明。有些病態的語句是這樣的：它們會在某些修正序列的某些點之後持續穩定地出現，而在其它修正序列的某些點之後持續穩定地消失。這樣的語句，我們可以稱之爲「像老實人的」或「任意的」語句。另外有些病態的語句則是這樣的：它們在每一個修正的序列的任何一點之後都不會持續穩定地出現或消失；換句話說，它們在每一個修正序列中都會持續不停地交互出現及消失。這樣的語句，我們則可以稱爲「像說謊者的」或「弔詭的」語句。[17] 讀者應該可以很容易看出，在上面

---

[17] 這兩類語句並沒有窮盡所有的病態語句。亞魁柏 (Yaqub, 1993) 將古樸塔和貝爾那普所說的病態語句詳細區分為五種，本文中的「任意的語句」相當於亞魁柏的

的例子裡，(老實人) 是任意的語句，而 (說謊者) 則是弔詭的語句。

參、循環定義與真理概念的形式語意論

上述古樸塔和貝爾那普的種種想法可以很容易地加以形式化。爲了簡單起見，我們假設以下所討論的語言L是一個初階的語言。[18]

令M＝<U, I>爲某個初階語言L (不包含述詞“G”) 的模型，我們稱這樣的模型爲L的基礎模型 (base model)。(M可以是古典的或多值的模型，這對古樸塔和貝爾那普的理論來說並沒有影響。不過，爲了簡單起見，讓我們假設它是古典的模型。) 令L^+是將述詞“G” 加入到L後所形成的語言。讓我們稱U的任意一個子集X爲一個「假設」(hypothesis)。令M+X爲一個與M相同但將“G”的外延解釋爲X的一個模型。那麼，一個有關“G”這個述詞的循環定義 (D)：

(D) x是G $=_{Df}$ A (x, G)

在模型M中所產生的修正規則 $\delta_{D,M}$，是下面這樣一個從P (U) 映射至P (U) 的函數：

δD, M (X) = {d: d 在模型 M+X 中滿足 A (x, G) }

直覺上，函數 $\delta_{D,M}$是這樣的一種操作：當它取X作爲引元 (argument) 時，它把X作爲“G”的暫時假設外延，看看在這樣的假設下，U中

「TF-任意語句」，而文中所指的「弔詭的語句」則相當於他所謂的「弔詭的語句」。

18 事實上，古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 的理論可以普遍地應用在高階、模態及包含有多個互相依賴的循環定義的語言之上 (比方說：以F定義G，再以G定義F等等)。但為了簡單起見，我們的討論將限制在只有一個循環定義的初階語言之上。

有哪些事物滿足定義端中的語句函數A (x, G)，然後將所有滿足A (x, G) 的事物的集合當作是“G”的新外延。

如果我們從任意的一個假設X開始，持續地應用這個修正函數$\delta_{D,M}$在X以及所得到的值之上，那麼，我們將會得到一個有關“G”的「假設序列」：$S=<X, \delta_{D,M}(X), \delta_{D,M}(\delta_{D,M}(X)), \ldots>$(記得，U的每一個子集X都是一個「假設」)。如果$S$是 “G”在M中的任意的一個假設序列且$S=<S_0, S_1, \ldots, S_\alpha, \ldots>$ (其中S_α是序列S中的第 α 項或第 α 個假設)，而且如果S的長度lh (S) (=S這個序列的論域 (domain)) 是某個極限序數 (limit ordinal) 或On (=所有的序數的集 (class))，那麼，我們就說：S是一個「$\delta_{D,M}$-修正序列」(revision sequence for $\delta_{D,M}$)，若且唯若，S滿足下面這兩個條件：

1. 如果α是一個後續序數 (successor ordinal)，則$S_\alpha=\delta_{D,M}(S_{\alpha-1})$。
2. 如果α是一個極限序數，那麼，對於所有的$d\in U$來說，如果d在$S\restriction\alpha$ 中持續穩定地為G，則$d\in S_\alpha$；而如果d在$S\restriction\alpha$中持續穩定地為非G，則$d\notin S_\alpha$。

其中，$S\restriction\alpha$ 指的是將 S 的論域限制為α時所得的假設序列，而所謂「d 在 $S\restriction\alpha$ 中持續穩定地為 G (非 G) 」則指的是：

> 至少有一個序數 $\gamma<lh(S\restriction\alpha)$ 是這樣的：對於所有的序數 β 來說，如果 $\gamma\leq\beta<lh(S\restriction\alpha)$，則$d\in S_\beta$ ($d\notin S_\beta$)。

直覺上來說，一個在某假設序列中持續穩定為G (或非G) 的事物，也就是從該序列的某一假設起，就持續不斷出現 (或持續不出現) 在之後每一假設裡的事物。而所謂「$\delta_{D,M}$-修正序列」，直覺上指的是這樣的一種序列S：對於每一個假設S_i，我們讓它的下一假設等於

用 $\delta_{D,M}$去修正S_i後的結果；而如果S_i本身不是任何假設的下一個 (換句話說，i是一個極限序數)，那麼，我們就讓S_i至少包括「所有」在S_i以前就已經持續穩定爲G的事物，但不包括任何持續穩定爲非G的事物 (這並不排除S_i還可能包括其它的事物)。

如果我們檢視任何一個「$\delta_{D,M}$- 修正序列」S，我們會發現，有些假設會一再地重複出現在整個序列S中，而不會消失在某個項之後。我們稱這樣的假設爲在S中「共終的」(co-final) 假設。[19] 任何一個假設，只要它在某個長度爲On的 $\delta_{D,M}$- 修正序列中是共終的，我們就說它是一個「$\delta_{D,M}$- 遞迴」(recurrent for $\delta_{D,M}$) 假設；直覺上來說，$\delta_{D,M}$- 遞迴假設也就是在長度爲On的 $\delta_{D,M}$- 修正序列中會一再重複出現的假設，而這也就是古樸塔在 (Gupta, 2001) 時認爲對$\delta_{D,M}$而言的「最好假設」。但訴諸於遞迴假設這個概念有一個缺點：我們得量限 (quantify over) 所有的序數，但所有的序數並不形成一個集合 (set)。爲此之故，古樸塔和貝爾那普另外定義了一個相關的概念。讓我們說一個假設X是「$\delta_{D,M}$-α-反身」(α-reflexive for $\delta_{D,M}$) 假設，若且唯若，如果我們以X作爲最初的假設，X會至少在一個以X開始的 $\delta_{D,M}$- 修正序列的第 α 項重新出現。換句話說，一個假設X是「$\delta_{D,M}$-α- 反身」假設，若且唯若，至少有一個 $\delta_{D,M}$-修正序列S是這樣的：$\alpha<lh(S)$，而$X=S_0=S_\alpha$。而任何一個假設X，只要它對某個序數α來說是$\delta_{D,M}$-α-反身假設，我們就說它是「$\delta_{D,M}$-反身」(reflexive for $\delta_{D,M}$) 假設。古樸塔和貝爾那普證明，每一個 $\delta_{D,M}$- 反身假設也都是一個 $\delta_{D,M}$- 遞迴假設，反之亦然。所以，$\delta_{D,M}$-反身假設也就是在長度爲On的修正序列中會一再重複出現的假設，而這也就是前面所謂的最好假設。我們可以很容易證明：不論D是一個什

[19] X在S中是「共終的」假設，若且唯若，對任何小於$lh(S)$ 的序數 α 都存在著一個序數 β 是這樣的：$\alpha\leq\beta<lh(S)$ 而且$S_\beta=X$。

麼樣的循環定義，而M又是一個什麼樣的基礎模型，由D所產生的修正規則 $\delta_{D,M}$ 一定會有一個以上的最好假設。

現在，我們來說明古樸塔和貝爾那普所提倡的兩個語意系統：S^* 和 $S^\#$。我們先看S^*。我們說，「在定義D下，語句 “A” 在模型M裡是 S^*- 有效的」(“A” is valid on D in M in S^*，符號表示為 $M \vDash {}^{D}{}_{S^*}A$)，若且唯若，對於所有的 $\delta_{D,M}$- 反身假設X來說，“A” 在M+X中都為真。直覺上來說，一個語句在模型M裡是 S^*- 有效的，若且唯若，該語句在M 的所有最好假設下都成立。如果一個語句 “A” 在定義D下的每一個模型M裡都 S^*- 有效，我們就說「在定義D下，“A” 是 S^*- 有效的」(“A” is valid on D in S^*，符號表示為 $\vDash {}^{D}{}_{S^*}A$)。最後，我們說 “B” 是{“A_1”, …, “A_n”}「在定義D下，系統 S^* 裡一個邏輯結果」，若且唯若，在定義D下，“(($A_1 \wedge \ldots \wedge A_n$) $\supset$ B)” 是 S^*- 有效的。這些定義界定了系統 S^* 裡的有效語句集和邏輯結果關係。在這些定義下，古樸塔和貝爾那普證明了，S^*相對於古典邏輯來說是一個強的保守系統；這也就是說：對於任何的定義D、任何的模型M、以及任何L中的語句 “A”，如果$M \vDash {}^{D}{}_{S^*}A$，則$M \vDash A$。這個結果不僅證明了 S^* 不會違反定義的非創造性要求，同時也證明了 S^* 的一致性。

S^* 的語意論可以很容易地應用到真理的定義上。令LT為將述詞「是真的」加入到 L 後所形成的語言，而L包含了L^T中每個語句的標準名稱，(我們假設L使用引號作為形成語句標準名稱的辦法)。令M=<U, I>為語言L的基礎模型，其中U包含了S^T這個子集，而S^T是L^T的所有語句所形成的集合。我們稱S^T的任意一個子集X為一個「假設」。令M+X為一個與M相同但將「是真的」一詞解釋為X的一個模型。那麼，有關真理的循環定義 (DT)：

(DT) x是真的$=_{Df}$ (x=“A_1” $\wedge$ A_1) $\vee \ldots \vee$ (x=“A_n” $\wedge$ A_n) $\vee \ldots$

在模型M中所產生的修正規則 $\tau_{D,M}$ 是下面這樣一個從P (S^T) 映射至P (S^T) 的函數：

$\tau_{D,M}$ (X) = {x| x在M+X中滿足 (DT) 的定義端}

其它諸如「$\tau_{D,M}$-修正序列」、「$\tau_{D,M}$-遞迴假設」、「$\tau_{D,M}$-反身假設」、「在定義DT下，語句 “A” 在模型M裡是 S^*- 有效的」、「在定義DT下，“A” 是 S^*- 有效的」等等的定義悉如前述，我們不再重複。讓我們說：語句 “A” 在M中是「絕對地真」，若且唯若，在定義DT下，語句“A”在模型M裡是 S^*- 有效的。古樸塔和貝爾那普證明：在定義DT下，那些在M裡絕對地真的語句，不但是那些在所有的最好假設下都成立的語句，也恰好是那些在長度為On的所有 $\delta_{D,M}$- 修正序列中都持續穩定為真的語句。這個結果顯示出，我們在前一節中所提到的，兩種從真理的假設規則過渡到對語句真假絕對性判斷的方法，其結果是一致的。最後，讓我們說：語句 “A”在M中是「絕對地假」，若且唯若，“~A” 在M中是絕對地真；語句 “A” 在模型M中是「正常的」(categorical)，若且唯若，“A”在模型M中是絕對地真或絕對地假；而語句 “A” 在模型M中是「病態的」，若且唯若，“A” 在M中不是正常的。我們可以很容易證明以下這幾個結果：

1. 如果L^T中沒有任何一個語句會在M裡被解釋成為一個自我指涉的語句，那麼，不僅每一個 $\tau_{D,M}$- 修正序列都會到達一個固定點 (fixed point)，[20] 而且所有的$\tau_{D,M}$-修正序列都會到達相同的固定點。其結果是：在這樣的解釋裡，每一

[20] 對任何的假設X和任何的函數f來說，如果f (X) =X，則X是f的一個固定點。以此處的函數來說，如果 $\tau_{D,M}$ (X) =X，則X是 $\tau_{D,M}$ 的一個固定點。

個L^T的語句都是正常的語句。

2. 如果L^T中的某些語句在M裡被解釋成為（老實人）(比方說，I (c) =「c是真的」)，那麼，雖然每一個 τD,M- 修正序列仍然可能到達一個固定點，但並非所有序列的每個固定點都會是同一個固定點。如果（老實人）一開始便出現在 τD, M- 修正序列的最初假設，它便會持續穩定地待在後來所有的假設裡；而如果（老實人）一開始便不出現在最初的假設中，則它會持續穩定地消失在後來的所有假設中。換句話說，(老實人) 在這樣的模型中會是病態的、任意的語句。
3. 如果L^T中的某些語句在M裡被解釋成為（說謊者）(比如說，I (c) =「c不是真的」)，那麼，將沒有一個 τD, M- 修正序列會到達固定點；(說謊者) 會在每一個 τD, M- 修正序列裡重複地出現、消失、出現、消失…，以致於無窮。換句話說，(說謊者) 在這樣的模型中會是病態的，而且是吊詭的語句。
4. 就算是在（老實人）和／或（說謊者）出現的模型中，仍然會有許多的語句是正常的語句，而且是絕對地真的語句（因而它們的否定是正常的、絕對地假的語句)。比方來說：所有古典邏輯的定理以及 Kripke 所謂「有根基的語句」(grounded sentences) 都會是如此。此外，對於任何一個正常的語句“A”來說，“T‘A’≡A”也都會是正常的，而且是絕對地真。

從上述這些結果，我們可以很容易看出古樸塔及貝爾那普如何達成他們原先所設定的理論目標。首先，上述的語言L^T是個在語法以及邏輯上都相當豐富的語言；它不僅包含了自己的真述詞以及所

有語句的名字，同時它的解釋也是古典邏輯式的。其次，在真理的修正理論中，T- 雙條件句或 (DT) 的確固定了真理的內涵，但它們固定真理內涵的方式，並不是透過蘊含所有「“p” 是真的 ≡ p」這樣形式的實質雙條件句 (material biconditionals) (我們看到，它們只蘊含正常語句的實質雙條件句)，而是透過了修正函數 $\tau_{D,M}$ 去定義了每一個 $\tau_{D,M}$- 修正序列中任意兩個相鄰項間的關係：$x \in S_{i+1}$若且唯若x在M+ S_i中滿足 (DT) 的定義端。套句古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993: 138) 的話來說：「T- 雙條件句中的『若且唯若』是定義上等值 (definitional equivalence)，而非實質上等值。」再者，上述的結果 1-4 說明了爲什麼「是真的」一詞在日常的應用上並不成問題。它們也說明了爲什麼像 (說謊者) 這樣的語句會是弔詭的，而像 (老實人) 這樣的語句則會是「病態的」。最後，S^*的強保守性顯示，並非所有L的語句在這樣的系統中都是 S^*-有效的，因而這樣的一個真理理論是個一致的理論。

不過，S^* 還是有些令人不能滿意的結果。當我們將S^* 應用在 (DT) 上時，L^T中表達下述各語意法則的語句都不幸不是S^*- 有效的語句：

(T¬) 一個否定句為真，若且唯若，該被否定的語句不為真；
(T&) 一個合取句為真，若且唯若，其合取項都為真；
(T∀) 如果每個事物都有名字，那麼，一個全稱語句為真，若且唯若，其所有替代個例都為真。

爲了改進S^*的這些缺點，古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 另外考慮了一個近似S^*的語意系統$S^\#$。在 $S^\#$中，「在定義D下，語句 “A” 在模型M裡是$S^\#$- 有效的」(“A” is valid on D in M in $S^\#$，符號表示爲$M \vDash {}^{D}_{S}\#A$)，若且唯若，對於所有的 $\delta_{D,M}$- 反身假設X來說，都有一個自然數n是這樣的：對於所有的p≥n，“A”在

$M+\delta^{p}_{D,M}(X)$ 中都爲真；而這裡所謂的 $\delta^{p}_{D,M}(X)$，指的是利用$\delta_{D,M}$將X修正p次後的結果。直覺上來說，所謂「"A" 在模型M裡是$S^{\#}$- 有效的」指的是：如果我們利用 $\delta_{D,M}$ 對該模型的所有最好假設作出任意若干次的修正，那麼，"A" 便會在每一個修正序列的某一點p之後便一直持續穩定地出現。其它$S^{\#}$中的重要概念如「$S^{\#}$- 有效」以及「$S^{\#}$ 邏輯結果」等定義，則與系統S^{*}中相同。$S^{\#}$相對於古典邏輯來說仍然是一個強的保守系統，因此$S^{\#}$也是一個一致的系統，並且不會違反定義的非創造性要求。而如果我們將$S^{\#}$應用到真理的定義之上，上述 1-4 的結果也仍然是成立的。$S^{\#}$與S^{*}的主要差別在於：當我們將S^{*}應用在真理的概念時，在模型M裡是S^{*}- 有效的語句，乃是那些在長度爲On的所有 $\delta_{D,M}$- 修正序列中都持續穩定爲真的語句；而當我們將 $S^{\#}$應用在真理的概念時，在模型M裡是$S^{\#}$- 有效的語句，則是那些在長度爲On的所有$\delta_{D,M}$- 修正序列中都「幾近」持續穩定 (nearly stable) 爲真的語句。由於這個差別，上述的 (T¬)、(T&) 和 (T∀) 在任何一個模型M裡都是 $S^{\#}$ -有效的，但非S^{*}- 有效的。同時，我們應該注意，由於每一個持續穩定爲真的語句都是一個「幾近」持續穩定爲真的語句，因此，S^{*} 是 $S^{\#}$ 的一個常義子邏輯 (proper sublogic)。不過，雖然$S^{\#}$有許多的好處，但它卻是 ω- 不一致的 (ω-inconsistent)。古樸塔 (Gupta, 2001) 的立場是傾向語接受$S^{\#}$和它 ω- 不一致的結果。

肆、循環定義與真理概念的邏輯：

克林姆 (Kremer, 1993) 證明，S^{*}和 $S^{\#}$這兩個語意系統無法被完備地公理化。雖然如此，討論那一些演繹規則在這些系統中是健全的 (sound)，還是有一定的啓發性。在這一節中，我們討論古樸

塔和貝爾那普的演算系統C_0。[21] C_0相對於語意系統 S_0來說，是既健全又完備的系統，而S_0則是這樣的一個語意系統：在定義D下，語句 "A" 在模型M裡是 S_0- 有效的，若且唯若，對於所有的假設X來說，都有一個自然數n是這樣的：對於所有的$p \geq n$，"A"在$M+\delta^p_{D,M}(X)$ 中都爲真。很明顯地，在這樣的定義下，S_0是 $S^{\#}$的一個常義子邏輯。不過，S_0和 S^*則是無法比較的 (incomparable) (換句話說，並非$S_0 \subseteq S^*$亦非$S^* \subseteq S_0$)。其它概念如「S_0- 有效」以及「S_0邏輯結果」等，則與系統 S^*或 $S^{\#}$相同。系統S_0雖然相對於古典邏輯來說也是一個強的保守系統，但古模塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993: 5.B) 卻認爲，S_0是一個太弱的系統。我們以下討論的重點在C_0而非S_0。

C_0這個演算系統的大要如下。假設 "G" 是某個循環定義D的被定義端，而A (x, G) 則是其定義端。所謂「推演」(derivation)，指的是一些「標了號的」(indexed) 的語句的有限序列，其中的每一個語句都或者是前提，或者是由之前的語句根據「推演規則」而得來的，而所謂「標號」，指的則是標記於語句右上角的任意整數 (正整數或負整數)。當一個推演的前提爲 "B_1^0", ..., "B_n^0" 而其最後一個語句是"A^0"時，我們便說，「"A" 可以從前提 "B_1", ..., "B_n" 根據定義D在C_0中推演出來」("A" is deducible in C_0 on the basis of D from "B_1", ..., "B_n")。這裡所謂的「推演規則」，指的是下列這樣的一組規則：

[21] 古模塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 中還討論了S_1, ..., S_n等這幾個語意系統，以及相對於它們而言健全而又完備的演繹系統C_1, ..., C_n等等。不過，古模塔和貝爾那普發現，這些系統相對於古典邏輯來說既不是強的也不是弱的保守系統。為了節省篇幅起見，我們不在這裡說明這些語意與演繹系統；有興趣的讀者請參照古模塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 中的第五章。

1. 有關於假設 (Hyp) 以及重述 (Reit) 的結構性規則：與常見的自然演繹法規則相同，唯一的不同之處在於假設的語句要有標號，而重述的語句必須與之前的語句有相同的標號。
2. 有關“∼”、“&”、“∨”、“⊃”、“≡”、“⊥”、“∀”、“∃”和“=”的邏輯規則：與常見的自然演繹法規則相同，唯一的不同之處在於規定所有的前提與結論必須有相同的標號。
3. 標號轉移規則 (Index Shift)：如果一個句子 Ai 當中沒有出現任何的被定義符號“G”，那麼，我們就可以任意改變該句子的標號而推論出 Aj。
4. 有關被定義符號 G 的引介規則 (introduction rule DfIr) 和排除規則 (elimination rule DfEr) 規則如下：

$$(\mathrm{DfI_r}): \frac{A\,(t, G)^{\,i}}{[t \text{ is } G]^{\,(i+1)}} \qquad (\mathrm{DfE_r}): \frac{[t \text{ is } G]^{i}}{A\,(t, G)^{\,(i\text{-}1)}}$$

由於S_0是$S^{\#}$的一個常義子邏輯，而C_0相對於S_0來說是健全的，因此，上述的所有推論規則對$S^{\#}$來說都是健全的規則。而這些規則，除了 ($\mathrm{DfI_r}$) 和 ($\mathrm{DfE_r}$) 之外，對於S^*來說也都是健全的規則。不過，如果我們解除 ($\mathrm{DfI_r}$) 和 ($\mathrm{DfE_r}$) 中有關標號的限制 (讓前提和結論都具有相同的標號)，那麼，這個新規則對$S^{\#}$來說就都再也不是健全的了。事實上，這個解除標號限制後的新規則，如果是使用在非假設的脈絡裏，那麼，該規則無論是對系統$S^{\#}$或是S^*來說，都還是健全的；但如果是使用在假設的脈絡中，則該規則對$S^{\#}$來說就再也不健全了。至於S^*，則無論是有限制的 ($\mathrm{DfI_r}$) 和 ($\mathrm{DfE_r}$) 或無限制的修正規則，在假設的脈絡中使用時，通通是不健全的。從這樣結果我們可以很容易知道，為什麼從古椪塔和貝爾那普的角度

來看，前述的 (證明一) 和 (證明二) 會都是謬誤的「證明」。讓我們先看 (證明一)：

(證明一)

1. (說謊者) =「(說謊者) 不是真的」
2.「(說謊者) 不是真的」是真的若且唯若 (說謊者) 不是真的

3. (說謊者) 是真的	
4.「(說謊者) 不是真的」是真的	1, 3, Identity
5. (說謊者) 不是真的	2, 4, Logic
6. (說謊者) 不是真的	3-5, R. A. A.
7.「(說謊者) 不是真的」是真的	2, 6, Logic
8. (說謊者) 是真的	1, 7, Identity
9. 矛盾	6, 8.

如果我們接受古樸塔和貝爾那普所建構的自然演繹法演算系統 C_0，那麼，我們應該將這個推論的前六個步驟改寫為：

1. ((說謊者) =「(說謊者) 不是真的」) ^{0}
2. (說謊者) 是真的 $=_{Df}$ (說謊者) 不是真的

3. ((說謊者) 是真的) ^{0}	
4. (「(說謊者) 不是真的」是真的) ^{0}	1,3, Identity
5. ((說謊者) 不是真的) $^{-1}$	2,3, Logic
6. ((說謊者) 不是真的) ^{0}	3-5,R.A.A.

不幸的是，從 3-5 到 6 使用歸謬推演的步驟在S_0、S^*、和$S^\#$中都是無效的。而這個步驟之所以是無效的，那是因為 3 和 5 這兩個句子並沒有相同的標號，因而嚴格地說起來並不矛盾。並且，由於 3 和 5 中都出現「是真的」這樣的被定義概念，所以我們也不能應用標號轉移規則去改變它們的標號，以產生矛盾。

類似的作法也可以用來說明，為什麼循環定義並不會違反定義

的非創造性要求：

(證明二)

1. $\sim Fx \wedge Hx$	
2. Gx	
3. $\sim Fx \wedge \sim (Hx \wedge \sim Gx)$	1, 2, Logic
4. $\sim Gx$	3 and (D_4)
5. $\sim Gx$	2-4, R.A.A.
6. $Hx \wedge \sim Gx$	1, 5, Logic
7. $Fx \vee (Hx \wedge \sim Gx)$	6, Logic
8. Gx	7 and (D_4)
9. $\sim (\sim Fx \wedge Hx)$	1-8, R.A.A.
10. $(x)(Hx \supset Fx)$	9, Logic

如果我們接受古樸塔和貝爾那普所建構的自然演繹法演算系統 C_0，那麼，我們應該將這個推論的前五個步驟改寫爲：

1. $(\sim Fx \wedge Hx)^0$	
2. $(Gx)^0$	
3. $(\sim Fx \wedge \sim (Hx \wedge \sim Gx))^0$	1, 2, Logic
4. $(\sim Gx)^1$	3 and (D_4)
5. $(\sim Gx)^0$	2-4, R. A. A.

不幸的是，基於與之前相同的理由，這個從 2-4 到 5 使用歸謬推演的步驟，無論是在S_0、S^*、和$S^\#$ 中都是無效的。

最後，古樸塔和貝爾那普推廣地說，如果他們對真理概念的看法是正確的，那麼，一些類似他們用來論證真理是循環概念的論證將可以顯示出：許多語意上重要的概念，如「…真於…」(being true of)、「…滿足…」(satisfaction)，以及許多哲學上重要的概念，如「…

展現…」(exemplification)、「…是…中的一個元素」(being a member of)、「必然地…」(necessity)、「知識」(knowledge)、「相信」(belief) 等等，也都是循環的概念。而一旦我們了解這些概念其實都是循環的，那麼，我們就再也無須驚訝，爲什麼類似 (說謊者) 這樣的弔詭會同樣出現在使用這些概念的脈絡當中，而且我們也不用擔心這樣的弔詭會導致邏輯上的不一致。

伍、對真理修正理論的評論

古樸塔和貝爾那普的真理修正理論有許多好的結果，我們至少已經看到五個：(1) 它適用於豐富的語言； (2) 它符合內涵性主張；(3) 它似乎解釋了「是真的」一詞的病態與正常用法； (4) 它是一致的； (5) 它可以進一步應用在其它的概念上。我們還可以再繼續擴充這個表單：(6) 不管我們的語言是二值的還是多值的，真理修正理論都可以應用得上； (7) 在二值邏輯的語言中，真理修正理論保存了所有的古典邏輯結果。因此，它使得所有像 (S) 這種在直覺上爲真的語句：

(S) P 或者為真或者不為真

仍然保持絕對地真；[22] (8) 它無懼於說謊者的報復 (Liar's Revenge)；就算我們考慮像 (A) 這樣的語句

(A) 語句 (A) 或者非真或者不是正常的，

[22] 這個特色是克里普齊 (Kripke, 1975) 的固定點理論所不具備的。克里普齊的理論使用強的克林 (Kleene) 三值邏輯系統。如果"P"是像 (老實人) 甚至 (S) 本身這種直覺上沒有根基的語句，那麼，像 (S) 這樣的句子會在最小的固定點中是不真不假的句子。而如果"P"是像 (說謊者) 這樣的句子，那麼，像 (S) 這樣的句子會在任何的固定點中都是不真不假的。

我們仍然不會有不一致的結果。[23] 這樣看來，古樸塔和貝爾那普的真理修正理論似乎提供了一個有關日常真理概念的良好說明。不過，一個理論的好壞不能只看它「似乎」有的好處：「它是不是『真的』提供了一個良好適切的說明？」「它有什麼樣的理論結果？」以及「它是不是比其它競爭中的理論在整體上表現更好？」等等，都是我們在評價一個理論時必須審慎考慮的問題。但最後這個問題太過於遼闊，所以我們不在這裡討論。我將評論前兩個問題，而我們將會發現這兩個問題是相關的。我先從第二個問題開始。

首先，讓我們考慮一下下面這個自我指涉的語句 (C_1)：[24]

(C_1) $T_\lambda \supset T_{(C_1)}$；(或者：$\sim T_\lambda \vee T_{(C_1)}$)。

其中“T”縮寫「…是真的」這個述詞，“λ”指涉 (說謊者) —也就是「λ不是真的」—這個語句。表面上，(C_1) 說的是：或者 (說謊者) 不爲真或者自己爲真。直覺上，「(說謊者) 不爲真」是個病態的語句，而說自己爲真的語句也是個病態的語句，因而整個選取句

[23] 表面上看來，(A) 似乎會帶來不一致。如果 (A) 是正常的，那麼，(A) 或者是絕對的真，或者是絕對的假。如果 (A) 是絕對的真，那麼，(A) 的兩個選取項都為假，因此 (A) 是絕對的假，矛盾。如果 (A) 是絕對的假，那麼 (A) 的第一個選取項為真，因此 (A) 是絕對的真，矛盾。所以，(A) 不是正常的。但如此一來，(A) 的第二個選取項為真，因此 (A) 是絕對的真，因而是正常的，矛盾。不過，在古樸塔和貝爾那普的理論中，這個證明最多只證明了「正常性」(categoricality) 也是一個循環的概念。庫恩 (Koon, 1994) 擔心，把「正常性」當作是循環概念的一個結果是：後設語言中的「正常性」概念，與對象語言中的「正常性」概念會是不同的概念，因而塔斯基的階層會再度出現在真理修正理論中。我不認為這是一個大問題；真理的概念是一個日常的概念，而真理修正理論認為我們不需要階層去說明或避免它的弔詭性。相對地來說，「正常性」的概念則是一個專技的概念，它的語意本身也許就有階層性，因而真理修正論者無需因為這樣的概念出現在他們的理論中而覺得難為情。

[24] (C_1) 與「柯瑞悖論」(Curry's paradox) 中所使用的語句略有不同；在柯瑞悖論中，自我指涉的子句 (C_1) 出現在條件句的前件，而非後件。

在直覺上是病態的。[25] 而一個直接論證 (C_1) 應該屬於病態語句的方式則如下。任何具有 (C_1) 這種形式的語句 (C) =「$\phi \vee T_{(C)}$」都是這樣的：當「ϕ」為真時 (C) 為真；而當「ϕ」為假時 (C) 化約為病態的老實人“$T_{(C)}$”。因此，當「ϕ」是像“$\sim T_\lambda$”這種既為真又為假的語句 (C_1) 時，(C_1) 既為真又為病態，因此是病態的語句。

問題是：在真理的修正理論中，(C_1) 並不是一個病態的語句，而是一個絕對地真的語句。(C_1) 在修正理論中是絕對地真這件事，可以從圖 2 中看出，(為了簡單起見，我們假設我們的語言裡只有“$\sim T_\lambda$” (縮寫為“λ”)、(C_1)、和“$T_{(C1)}$”這三個語句)：

$$\{\lambda, T_{(C1)}\} \rightarrow \underset{\substack{\uparrow \\ \{\lambda\}}}{\varnothing} \rightarrow \underset{\substack{\uparrow \\ \{T_{(C1)}\}}}{\{\lambda, (C_1)\}} \rightarrow \{(C_1), T_{(C1)}\} \leftarrow\rightarrow \underset{\substack{\uparrow \\ \{(C_1)\}}}{\{\lambda, (C_1), T_{(C1)}\}}$$

圖 2

圖 2 摘要了以 (RT) 修正了任意假設後的結果，讀者可以自己驗證圖 2 是正確的。從圖 2 中我們可以看出：不論我們從哪個假設開始，每一個修正序列最後一定會在$\{(C_1), T_{(C1)}\}$和$\{\lambda, (C_1), T_{(C1)}\}$這兩個假設間往復徘徊；而這也就是說，只有這兩個假設才是最好的假設。由於 (C_1) 在這兩個假設下都為真，因此，根據修正理論，(C_1) 是絕對地真。類似地，下面這個在直覺上一樣病態的語句 (C_2)：

---

[25] 值得注意的是：並不是任何兩個病態語句的選取都應該算是病態的語句。比方說，有些人可能認為，(說謊者) 和其否定的選取，以及 (老實人) 和其否定的選取都應該是「基於形式」而為真的語句。但就算我們同意這一點，問題是：像 (C_1) 這樣的語句，如果應該算是真語句的話，也不會是基於形式而為真的句子。

$(C_2)\ \sim T_\lambda \supset T_{(C2)}$；(或者：$T_\lambda \vee T_{(C2)}$)。

在修正理論當中也是絕對地真，(有關這一點，我們留給讀者自己去檢查)。(C_1) 和 (C_2) 這兩個例子還可以進一步地加以推廣：我們可以很容易地證明，所有具有下面這兩種形式之一的語句 (其中$P_1, \ldots, P_n$是任意的語句)：

$(C')\ T_\lambda \supset (P_1 \supset (P_2 \supset \ldots (P_n \supset T_{(C')}) \ldots))$；以及
$(C^*)\ \sim T_\lambda \supset (P_1 \supset (P_2 \supset \ldots (P_n \supset T_{(C^*)}) \ldots))$。

都是在修正理論中絕對地真的語句，但毫無疑問地，許多這樣的句子在直覺上是病態的。[26]

---

26 我們在這裡證明：無論在什麼模型下，(C’) 的每個例子都會是正常地、絕對地真 ((C*) 的證明與此類似)。首先，我們注意，對任何模型M中的假設X來說，{λ, (C’), T (C’) }⊆X則{ (C’), T (C’) }⊆RT (X)，而且{ (C’), T (C’) }⊆X則{λ, (C’), T (C’) }⊆RT (X)。而這也就是說，如果我們的假設中包含了 (C’) 和 “T (C’)”，那麼，這兩個語句將持續不間斷地待在修正後的假設中。現在開始我們的證明。對任何模型M中的假設X來說，或者 (C’) ∈X，或者 λ∉X，或者 (C’) ∉X但λ∈X。情形一：(C’) ∈X。在此情形下，(C’) 在M+X中為真 (因為 (C’) 的後件“T (C’) ”在此情形下為真)，因而 (C’) ∈RT (X)，並且 (C’) 將持續不間斷地待在修正序列中。情形二：λ∉X。在此情形下，(C’) 在M+X中仍為真 (因為 (C’) 的前件“T_λ”在M+X中為假)，因而 (C’) ∈RT (X)，並且 (C’) 將根據情形一而持續不間斷地待在修正序列中。最後，情形三：(C’) ∉X但 λ∈X。在此情形下，對X修正第一次後的結果將不包含 λ；因而修正第兩次後的結果將包含 λ 和 (C’)；因而修正三次後的結果將包含 (C’) 和 “T (C’) ”。因而根據我們剛說的結果，(C’) (和 “T (C’) ”) 將持續不間斷地待在修正以後的假設中。基於與 (C_1) 類似的理由，(C_2) 以及所有具有 (C’) 或 (C*) 形式之一的語句 (當其中的$P_1\ldots P_n$為絕對地真時)，都是在直覺上病態的語句。此外，任何具有以下 $(C^\#)$ 或 $(C^@)$ 形式之一的語句 (當其中的$P_1\ldots P_n$是絕對地真時) ：

$(C^\#)\quad T_\lambda \wedge P_1 \wedge\ldots\wedge P_n \wedge T_{((C\#))}$。

$(C^@)\quad \sim T_\lambda \wedge P_1 \wedge\ldots\wedge P_n \wedge T_{(C@))}$

也都是在直覺上病態但在修正理論中被判定為絕對地假的語句 (我們請讀者證明它們在修正理論中被判定為絕對地假)。以上各種語句在修正理論中被判定為絕對

這些例子顯示：修正理論需要一個解釋來說明爲什麼上述這些句子「應該」是絕對地真，而非如我們在直覺上所認爲的病態。乍看之下，這樣的解釋似乎不難找到。舉 (C_1) 爲例，主張修正理論的學者或許會說，(C_1) 之所以應該是絕對地真，那是因爲假設 (C_1) 爲真是唯一一致的假設：如果我們假設它——也就是"$\sim T_\lambda \vee T_{(C1)}$"——爲假，那麼，該選取句的第二個選取項爲假，而整個語句的真假將化約爲 "$\sim T_\lambda$" ——也就是「(說謊者) 不爲真」——的真假。但「(說謊者) 不爲真」是個矛盾的語句；因此，假設 (C_1) 爲假會導致矛盾，因而 (C_1) 不可能爲假。自另一方面來說，假設 (C_1) 爲真卻不會導致任何的矛盾。因此，(C_1) 不可能爲假、只可能爲真，所以 (C_1) 應該是「絕對地真」的語句。[27] 但這樣的解釋有個困難：

地真或絕對地假這件事，需要一個合理的解釋。

[27] 以下是另外兩個不成功的解釋；這些解釋 (包括文中的「唯一一致」解釋) 都是由筆者所設想的，而非古樸塔或貝爾那普所提出。其一：(C_1) 本身是一個選取式，因而是其第一個選取項"$\sim T_\lambda$"的邏輯結果。因此，如果"$\sim T_\lambda$"為真，則作為"$\sim T_\lambda$"邏輯結果的 (C_1) 亦為真。自另一方面來說，如果"$\sim T_\lambda$" ($=\lambda$) 不為真，則"$\sim T_\lambda$"為真而 (C_1) 仍為真。所以，無論如何，(C_1) 均應為真。因此，(C_1) 應為絕對地真 (而且是必然地真)。不幸的是，這個解釋並不可信。試考慮以下這個語句 (E) ：

(E) $\sim T_\lambda$ v E是個英文語句

如果前面關於 (C_1) 的解釋是可信的，那麼，(E) 應該基於相同的理由而為絕對地真。但事實上，(E) 在古樸塔和貝爾那普的修正理論中是一個被判定為病態的語句。其二：(C_1) 的第二個選取項內容過於空洞，以至於該選取項實質上說的只是第一選取項 (="$\sim T_\lambda$" $=\lambda$) 為真，因而整個選取式等於在說"$\sim T_\lambda$ v T_λ"。但 "$\sim T_\lambda$ v T_λ"是個套套邏輯式，而所有的套套邏輯式都為必然地真與絕對地真。因此，(C_1) 等值於一個套套邏輯式而為絕對地真 (而且是必然地真)。不幸的是，這個解釋仍不可信。試考慮以下這個語句 (B) ：

(B) 雪是黑的v T_B

根據上述的第二個解釋，(B) 實質上說的只是「雪是黑的或者『雪是黑的』是真的」。由於最後這個語句的兩個選取項皆為絕對地假，因此整個選取式和 (B) 本身都應該是絕對地假。但事實上，(B) 在古樸塔和貝爾那普的修正理論中仍然是一個被判定為病態的語句。

並不是每個「假設其爲真是唯一一致的假設」的語句在真理修正理論中都被判定爲絕對地真。比方來說，如果這裡這個有關 (C_1) 應該爲真的理由是可以被接受的，那麼，基於類似的理由，下面這個由亞魁柏 (Yaqub, 1993: 88) 所發現的語句 (C_3) 以及它的推廣 (C^+) 及 (C^{++}) (其中P, P_1, …, P_n是任意的語句)，也都應該是絕對地真的語句：

(C_3) $T_{(C3)} \supset T$ “$T_{(C3)}$”。
(C^+) $T_{(C+)} \supset (P_1 \supset (P_2 \supset \ldots (P_n \supset T$ “$T_{(C+)}$”$) \ldots))$。
(C^{++}) $P \supset (T_{(C++)} \supset T$ “$T_{(C++)}$”$)$。

畢竟——以 (C_3) 爲例——如果我們假設 (C_3) 爲假，那麼，(C_3) 的前件爲假，因而整個條件句 (C_3) 爲真；因此，假設 (C_3) 爲假會導致矛盾，因而 (C_3) 不可能爲假。自另一方面來說，假設 (C_3) 爲真卻不會導致任何的矛盾。因此，(C_3) 不可能爲假、只可能爲真，所以 (C_3) 應該是「絕對地真」的語句。不幸的是，(C_3)、(C^+) 以及 (C^{++}) 等 (當其中的P、P_1, …, P_n爲絕對地真時) 在修正理論中都是病態的語句，而非絕對地真。圖 3 顯示 (C_3) 在修正理論中的病態特性，其它的語句讀者可以自行類推：

$$\varnothing \rightarrow \{(C_3)\} \rightarrow \{T_{(C3)}\} \longleftrightarrow \{(C_3), T\text{“}T_{(C3)}\text{”}\}$$
$$\uparrow \qquad\qquad\qquad\qquad \uparrow$$
$$\{T\text{“}T_{(C3)}\text{”}\} \qquad\qquad \{T_{(C3)}, T\text{“}T_{(C3)}\text{”}\}$$
$$\{(C_3), T_{(C3)}\} \rightarrow \{(C_3), T_{(C3)}, T\text{“}T_{(C3)}\text{”}\}$$

圖 3

結論是：對於像 (C_1)、(C_2)、(C’) 和 (C*) 這類直覺上病態的語句來說，或者修正理論對它們所作的絕對性判斷並不符合我們的直

覺，或者它無法提供適切的理由去說明爲什麼這些直覺是錯誤的。

庫克 (Cook, 2002, 2003) 另外提供了一些類似於 (C_3) 的例子，但涉及到多個語句間的互相依賴關係。試考慮以下的語句 (S_1) 和 (S_2)：

(S_1) (S_1) 和 (S_2) 中至少有一個為假
(S_2) (S_1) 和 (S_2) 兩者都為假

庫克論證說，令 (S_1) 爲真而 (S_2) 爲假是唯一一個對它們而言一致的賦值方式，其它的賦值方式則都會導致矛盾。庫克因此說，(S_1) 爲真而 (S_2) 爲假是唯一合理的結論。[28] 不幸的是，根據古樸塔和貝爾那普的修正理論，(S_1) 和 (S_2) 都是病態的語句而非絕對地真的語句，如圖 4 所示：

$$\{ (S_2) \} \rightarrow \{ (S_1) \}$$
$$\{ (S_1), (S_2) \} \longleftrightarrow \varnothing$$

圖 4

圖 4 顯示了有關 (S_1) 和 (S_2) 的所有可能的修正序列：上排的序列最後終將停留在固定點$\{ (S_1) \}$上，而下排的序列則會在$\{ (S_1), (S_2) \}$

[28] 更一般性地說：令 (S_1) - (S_n) 是下列這樣的語句序列 (其中n是偶數) ：
(S_1)　(S_1) - (S_n) 中至少有一個語句是假的
(S_2)　(S_1) - (S_n) 中至少有兩個語句是假的
……………
(S_n)　(S_1) - (S_n) 中至少有n個語句是假的
庫克論證說，令 (S_1) … $(S_{n/2})$ 為真而 $(S_{(n/2)+1})$ … (S_n) 為假是唯一一個對它們一致的賦值方式，其它的賦值方式則都會導致矛盾。庫克因此說，令 (S_1) … $(S_{n/2})$ 為真而 $(S_{(n/2)+1})$ … (S_n) 為假是唯一合理的結論。不幸的是，根據古樸塔和貝爾那普的修正理論，(S_1) - (S_n) 都是病態的語句而非絕對地真的語句。

和 $\varnothing$ 間往復徘徊，這顯示出{ (S_1) }、{ (S_1), (S_2) }和 $\varnothing$ 都是最好的假設。由於沒有語句在這些最好的假設下都成立或都不成立，因此在古樸塔和貝爾那普的修正理論中，(S_1) 和 (S_2) 都是既非絕對地真、亦非絕對地假的病態語句——相反於庫克的直覺。結論是：古樸塔和貝爾那普的修正理論「似乎」不只在一個地方弄錯我們的直覺：有些直覺上病態的語句——像 (C_1)、(C_2) 等等——在修正理論中被判定為絕對地真，而有些直覺上似乎為真的語句—像 (C_3)、(S_1) 和 (S_2) —則在修正理論中被判定為病態的。(NB：我說「似乎」，那是因為我有不同於庫克的直覺。克林姆 (Kremer 2002) 認為 (S_1) 和 (S_2) 都是直覺上病態的語句。我同意克林姆的看法，但不同意他的論證。至於為什麼我認為 (S_1) 和 (S_2) 都是直覺上病態的語句，詳見下文。)

除了前述提到的 (C_3) 之外，亞魁柏 (Yaqub, 1993) 還另外提到了幾種不同類型的語句。他發現古樸塔和貝爾那普的修正理論對這些語句所作出的判定，也和我們對它們所擁有的直覺不同。為了彌補這些缺點，亞魁柏建議我們修正古樸塔和貝爾那普的修正理論。不幸的是，亞魁柏的修正十分繁瑣，我們不可能在這樣短的篇幅裡加以說明。[29] 幸運的是，恰柏威斯 (Chapuis, 1996)「發現」，[30] 亞魁柏的修正不但不必要，而且還會進一步帶來其它違反直覺的例子。恰柏威斯發現，在判定語句的類別時，如果我們不再像以前一樣考慮「所有的」修正序列，而只考慮那些他稱為「充分多樣性」(fully-varied) 的修正序列，那麼，在這樣的考慮下，大多數亞魁柏所提到的反例，還是可以恰當地被分類成正如我們直覺所斷定的一

[29] 詳見亞魁柏 (Yaqub, 1993: chap. 4)。有關亞魁柏修正理論一個較為簡短的介紹，見恰柏威斯 (Chapuis, 1996)。

[30] 這個發現其實已經出現在古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 第六章中。

樣。古樸塔後來 (Gupta, 2001) 傾向於接受恰柏威斯的建議，因此，讓我們來說明「充分多樣性」的修正序列。

我們首先定義「容貫於序列*S*的假設X」。我們說假設X是容貫於 (cohere with) 序列*S*的一個假設，若且唯若，對於每一個命題A來說，如果A在*S*中持續穩定地爲真，則$A \in X$；而如果A在*S*中持續穩定地爲假，則$A \notin X$。[31] 直覺上來說，容貫於*S*的假設X包含了所有在*S*中持續穩定爲真的語句，不包含任何在*S*中持續穩定爲假的語句，但卻可能包含其它在*S*中並不持續穩定爲真、亦不持續穩定爲假的語句。其次，讓我們重述一次有關共終假設的定義。我們說假設X在*S*中是「共終的」，若且唯若，對於任何小於$lh\ (S)$ 的序數 α 都存在的一個序數 β 是這樣的：$\alpha \leq \beta < lh\ (S)$ 而且$S_\beta = X$。直覺上，共終的假設也就是那些會一再地重複出現在整個序列*S*中，而不會消失在某個項之後的假設。最後，讓我們定義所謂的「充分多樣性」修正序列。我們說一個修正序列*S*是充分多樣的，若且唯若，所有與*S*相容的假設X在*S*中都是共終的。

在古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 的理論中，那些所謂 (在模型M中) 絕對地真的語句也就是那些在「所有」(長度爲On的 $\delta_{D,M}$-) 修正序列中都持續穩定爲真的語句，所謂絕對地假的語句也就是那些在「所有」修正序列中都持續穩定爲假的語句，而其它語句則爲病態的語句。但恰柏威斯 (Chapuis, 1996) 和古樸塔 (Gupta, 2001) 的新建議是：將絕對地真的語句當作是那些在所有「充分多樣性」修正序列中都持續穩定爲真的語句，將絕對地假的語句當作是那些在所有「充分多樣性」修正序列中都持續穩定爲假的語句，而將其它語句則看作是病態的語句。恰柏威斯 (Chapuis,

---

[31] 根據這個有關容貫的定義，我們可以將第三節中有關「修正序列」的定義 (ii) 簡短地改為：(ii) 如果 α 是一個極限序數，則$S\alpha$ 是任意一個容貫於$S \restriction \alpha$ 的假設。

1996) 發現，在這樣重新定義下，亞魁柏 (Yaqub, 1993) 的反例 (C_3)、(C^+) 和 (C^{++}) 不再成立。比方說，當 (C_3) 在圖 3 的某個修正序列中 (上排) 並不持續穩定為真時，那是因為該序列並不包含{ (C_3), $T_{(C3)}$, T “$T_{(C3)}$”}這個與該序列相容的假設，因而不是充分多樣的修正序列。而如果我們將{ (C_3), $T_{(C3)}$, T “$T_{(C3)}$”}這個假設加入到該序列中，使其在該序列裡共終，(C_3)、“$T_{(C3)}$” 和 “T‘$T_{(C3)}$’”這三個語句將會從此持續穩定地出現。因此，如果我們只看圖 3 中的充分多樣修正序列，那麼，(C_3) 將會是絕對地真，而非病態的語句。同樣地，我們可以很容易地看出，在這樣重新定義下，庫克的反例也不再成立。比方來說，當 (S_1) 在圖 4 的某個修正序列中 (下排) 並不持續穩定為真時，那是因為該序列並不包含 { (S_1) } 或{ (S_2) }這兩個與該序列相容的假設，因而不是充分多樣的修正序列。而如果我們將 { (S_1) }或{ (S_2) } 這個假設加入到其中、使其在該序列裡共終，那麼，(S_1) 就會變成持續穩定地出現在該序列中了。因此，如果我們只看圖 4 中的充分多樣修正序列，那麼 (S_1) 將會是一個絕對地真的語句—這個結果符合庫克的直覺 (但我說過，我有不同於庫克的直覺，詳見下文)。

儘管訴諸於「充分多樣性」有助於解消 (C_3) 所帶來的困難，但對於這樣的修正方法，我仍然有幾個反對的意見。首先，這樣的作法是種專職 (*ad hoc*) 的作法：除了能夠解消一些已經知道的反例之外，我們並沒有好的理由去接受應該只考慮充分多樣的修正序列的這個想法。[32] 其次，就算這個作法能夠解消亞魁柏和庫克的反

[32] 古樸塔在民國九十四年六月的第二次「經驗與真理」研討會中表示，他不認為這是一種專職的做法，理由是：直覺上，一個充分多樣的修正序列也就是 (對此序列而言) 所有的可能假設都不斷出現的序列，因此只考慮這些序列是一件「很自然的事」。但我的質疑是：如果一個假設是最好的假設，為什麼它只應該在充分多樣的修正序列中存活下來，而非在所有的修正序列中都存活下來？這裡顯然需要一

例，我們也無法保證它能夠解消所有已知或未知的反例。再者，訴諸於充分多樣的修正序列似乎不能排除使一些直覺上病態的語句變爲絕對地真的可能。[33] 最後，(C_1)、(C_2)、(C') 以及 (C^*) 的病態直覺並不會因爲這種專職的修正方式而消失。我們原來的直覺是：(C_1) 其實和：

(C_4) $\sim T_{(C4)} \vee T_\tau$

個解釋。

33 理由是原來古樸塔要求一個語句必須在「所有」序列 (不論是否充分多樣) 中都持續穩定為真才是絕對地真，但現在一個語句要成為絕對地真，只需要在所有充分多樣序列中持續穩定為真就可以了。因此，除非我們有嚴格的證明，否則不能排除有些沒通過原先標準的語句會在新標準下變成了絕對地真。我原先以為下面的這個語句 (C_4) 就是這樣的一個語句 (其中“τ” 指涉 (老實人) ——也就是「τ是真的」——這個語句)：

(C_4) $T_{(C4)} \supset T_\tau$； (或者：$\sim T_{(C4)} \vee T_\tau$)

(C_4) 在直覺上病態是很明顯的；同時，我們也找不到類似之前討論 (C_1) 時的理由，去說它應該為絕對地真或絕對地假。(C_4) 在原來的修正理論中是個病態的語句，如下圖所示 (其中“τ”縮寫 (老實人)，也就是 “T_τ”)：

$$\varnothing \rightarrow \{(C_4)\} \leftarrow\!\rightarrow \{T_{(C4)}\} \leftarrow \{(C_4), T_{(C4)}\}$$
$$\{\tau\} \rightarrow \{\tau, (C_4)\} \rightarrow \{\tau, (C_4), T_{(C4)}\}$$
$$\uparrow$$
$$\{\tau, T_{(C4)}\}$$

在上圖中，$\{(C_4)\}$、$\{T_{(C4)}\}$以及$\{\tau, (C_4), T_{(C4)}\}$是最好的假設，但 (C_4) 並非在所有這些假設下都成立，因此 (C_4) 在原先的標準下是個病態的語句。我原來錯誤地以為，圖中上一排的序列並不是充分多樣的序列，因而如果我們只看圖中的充分多樣修正序列，那麼，(C_4) 將會在新標準下是絕對地真，而非病態的語句。但古樸塔指出上圖中上一排的序列其實是充分多樣的序列，因而 (C_4) 並不是我所要尋找的語句。我在此感謝古樸塔的指正，但我仍然要重申：除非我們有嚴格的證明，否則不能排除有些沒通過原先標準的語句會在新標準下變成了絕對地真。也許有興趣的讀者可以試圖去找出這樣的證明 (以支持古樸塔) 或這樣的語句 (以支持我的看法)。

這個直覺上病態的語句所說的相去不遠，兩者都說「某個自我指涉的語句不爲真，或者另一個自我指涉的語句爲真」。由於這些所談及的語句的內容都相當空洞，因而整個的語句在直覺上是沒有真假的。訴諸於「充分多樣性」的作法並不尊重我們對 (C_1)、(C_2)、(C’) 以及 (C*) 的這個直覺；相反地，它修正了我們對這些語句所擁有的先於邏輯的直覺。

有沒有其它的方法可以讓古樸塔和貝爾那普的修正理論免於我們在這裡所作的批評？也許有的；也許古樸塔和貝爾那普可以這樣說：「我們對於 (C_1) - (C_4)、(C’)、(C*)、(S_1) 和 (S_2) 等等句子是否絕對地真這件事，並沒有一個清楚的直覺。所以，任何對它們是否是絕對地真所作的判定都是可以被接受的。重要的是：一個理論必須在我們有堅強直覺的地方符合我們的直覺！」我同意一個理論必須在我們有堅強直覺的地方符合我們的直覺，但我不認爲對於像 (C_1) - (C_4)、(C’)、(C*)、(S_1) 和 (S_2) 這些語句來說，我們「並沒有清楚的直覺」。相反地，我們對它們擁有清楚的直覺—它們是病態的[34] —因而並非「任何對它們是否是絕對地真所作的判定都是可以被接受的」。我認爲我們之所以相信 (C_1)、(C_2)、(C_4)、(C’)、(C*)、(S_1) 和 (S_2) 是病態的語句，那是因爲它們或者並不符合「任何一個」我們用來斷定語句有絕對真假的原則，或者符合了多個互相牴觸的這類原則。但這些原則是些個什麼原則呢？這樣的討論將問題帶回到我們在這一節開始時所設定的第一個問題：「古樸塔和貝爾那普的真理修正理論是不是真的提供了一個良好適切的說明？」一個良好適切、有關真理的說明，必須符合我們對「是真的」一詞所作的直覺判斷；而對「是真的」一詞所作的直覺判斷，一部分反映在我們對哪些語句算作是「沒問題地真」——也就是「絕對

[34] (C_3) 是一個例外，亞魁柏和我的直覺是它為真。

地真」——所作出的判斷。如果古樸塔和貝爾那普的理論對哪些語句算是「絕對地真」這件事，與我們直覺上所作的判斷很不相同，當然我們就有好的理由說：他們的理論並不是良好適切、有關真理的理論。[35] 問題在於我們平常到底是如何去判斷一個語句是否爲「絕對地真」或「沒問題地真」呢？這樣的判斷背後有沒有什麼直覺上的原則作爲依據呢？

我相信是有的。我相信以下這幾個原則都是初步上可信的 (prima facie plausible) 原則：

(P_1) 如果P是有根基的 (grounded)，[36] 則P是絕對地真或絕對地假。

(P_1') 如果P是絕對地真或絕對地假，則P是有根基的。

(P_2) 如果P是邏輯真理 (矛盾) 語架的一個例子，則P為絕對地真 (假)。

(P_3) 如果P之為真 (假) 是P唯一一致且不違反事實的賦值，則P為絕對地真 (假)。

直覺上，(P_1) 是一個合理的原則，而幾乎所有的哲學家都接受它。比較有問題的是 (P_1')、(P_2) 及 (P_3)。克里普齊 (Kripke, 1975) 似

35 反之不然。如果他們的真理修正理論對哪些語句算是「絕對地真」所作出的判斷，與我們直覺上所作的判斷相同，他們的理論仍然有可能基於別的原因而不是良好適切、有關真理的理論。但讓我們先不必理會這一點。

36 所謂「有根基的」語句，我特別指的是克里普齊 (Kripke, 1975) 中所說的：…一般而言，如果一個語句…斷說某一集合C的 (全部、一些或大部分…) 語句為真，那麼，一旦C中語句的真假能被確定，則該語句的真假也就能被確定。如果有些C中的語句涉及到真理的概念，它們的真假則須進一步透過確定其他語句的真假來加以確定。如果這樣的程序最終將停留在不涉及真理概念的語句上，則起初那個陳述的真假就能被確定，而我們也就稱那個起初的句子為「有根基的」；否則的話，我們就稱它為「沒根基的」。

乎傾向於同時接受 (P_1) 和 (P_1')，[37] 並因而反對 (P_2)；而古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993) 則反對 (P_1') 而接受 (P_2)。[38] 至於 (P_3)，則似乎是亞魁柏 (Yaqub, 1993)、恰柏威斯 (Chapuis, 1996) 和庫克 (Cook, 2002, 2003) 共同接受的看法；[39] 接受 (P_3) 同樣會導致反對 (P_1') 的結果。就某個意義下，(P_1') 和 (P_2) (以及 (P_1') 和 (P_3)) 可說是互相牴觸的：它們對同一語句可能作出不同的評價。

如果克里普齊是對的，那麼，當然我們有理由去反對 (P_2)、(P_3) 以及真理修正理論。反過來說，如果 (P_2) 或 (P_3) 才是對的，我們同樣有好的理由去反對 (P_1') 以及克里普齊的最小固定點理論。但我不覺得我們在這個問題上，可以找到任何結論性的論證去說誰是對的。同時，就算 (P_2) 或 (P_3) 才是對的，這件事對於解決 (C_1)、(C_2)、(C')、(C*)、(S_1)、(S_2) 和 (C_3) 這些語句的評價來說仍然沒有什麼幫助。如果 (P_1)、(P_2) 和 (P_3) 都是正確的原則，那麼，這些語句根據 (P_3) 來說便有絕對地真假，但真理修正理論卻誤判了其中的一些 (也就是 (S_1)、(S_2) 和 (C_3))；而如果只有 (P_1) 和 (P_2) 才是正確的原則，那麼，這些語句根據 (P_1) 和 (P_2) 來說便沒有絕對地真假，因而真理修正理論仍然誤判了其中的一些 (也就是 (C_1)、

37 這個事實反映在他以最小的固定點作為「有根基的語句」的定義之上。當然，我在這裡假設克里普齊會將有根基的語句＝在固定點中有真假的語句＝直覺上沒問題地有真假的語句＝絕對地有真假的語句。這樣的假設可能假設得多了一些 (特別是後面這兩個等號)，但這無關以下的主要論點。

38 古樸塔和貝爾那普 (Gupta & Belnap, 1993: 262) 認為，就算是像第五節中的語句：(S) 或下面的 (UL)

(UL) 如果說謊者為真，則說謊者為真

這種沒根基的語句，仍然應該算是絕對地真 (而在他們的理論中，這個語句也的確是在每個模型中都為絕對地真)。

39 古樸塔在民國九十年六月的第二次「經驗與真理」研討會中明白表示，他從一九八四年起就反對 (P_3) 這個原則。

(C_2)、(C') 和 (C^*))。

如我之前已經說過的：我認爲上述這些原則都是初步上可信的，但它們放在一起時卻是不一致的。它們放在一起會不一致這件事，並不會讓我們在使用真理概念時產生任何的困擾。一個語句如果符合其中的一項原則P而不符合其它牴觸P的原則，則該語句是絕對地真或絕對地假，而該語句的T- 雙條件句爲真；而如果一個語句不符合其中的任何一個原則，或者它符合了多個互相牴觸的原則，那麼它就是病態的語句，而該語句的T- 雙條件句亦爲病態的語句。(說謊者)、(老實人) 或 (C_4) 之所以是病態的語句，那是因爲它們並不符合上述的任何一項原則。而 (C_1)、(C_2)、(C')、(C^*)、(S_1) 和 (S_2) 這些語句之所以是病態的，那是因爲根據 (P_1') 來說它們並沒有絕對的真或假，但根據 (P_3) 來說它們卻是絕對地有真假。對於 (說謊者)、(老實人) 或 (C_4) 來說，我們有堅強的直覺認爲它們是病態的；同樣地，對於 (C_1)、(C_2)、(C')、(C^*)、(S_1) 和 (S_2) 這些語句來說，我們也有一樣堅強的直覺認爲它們是病態的。對於前者，並非任何真假的賦值都是可以被接受的；對於後者，同樣也不是任何真假的賦值都是可以被接受的。

參考文獻

Burge, T. (1979). Semantical paradox. *The Journal of Philosophy*, 76: 169-198.

Chapuis, A. (1996). Alternative revision theories of truth. *Journal of Philosophical Logic*, 25: 399-423.

Cook, R. T. (2002). Counterintuitive consequences of the revision theory of truth. *Analysis,* 62, 1: 16-22.

Cook, R. T. (2003). Still counterintuitive: A reply to Kremer. *Analysis,* 63, 3: 257-261.

Gupta, A, & N. Belnap, (1993). *The revision theory of truth*. London: MIT.

Gupta, A. (2001). Truth. In L. Goble (Ed.), *The Blackwell guide to philosophical logic* (pp. 90-114). London: Blackwell.

Koons, R. C. (1994). Book review of the revision theory of truth. *Notre Dame Journal of Formal Logic*, 35: 606-631.

Kremer, M. (1993). The Gupta-Belnap systems S# and S* are not axiomatisable. *Notre Dame Journal of Formal Logic*, 34: 583-596.

Kremer, M. (2002). Intuitive consequences of the revision theory of truth. *Analysis,* 62, 4: 330-336.

Kripke, S. (1975). Outline of a theory of truth. In R. L. Martin (Ed.), *Recent essays on truth and the liar paradox* (pp. 53-81). London: Clarendon Press.

Martin R. L. (1984). *Recent essays on truth and the liar paradox*. London: Clarendon Press.

Parsons, C. (1974). The liar paradox. *Journal of Philosophical Logic*, 3, 3: 381-412.

Read, S. (1995). *Thinking about logic*. London: Oxford University Press.

Suppes, P. (1972). *Axiomatic set theory*. New York: Dover.

Tarski, A. (1944). The semantic conception of truth and the foundation of semantics. Retrieved May 15, 2004, from http://www.ditext.com/Tarski/Tarski.html#sec1

Tarski, A. (1983). *Logic, semantics, meta-mathematics* (2nd ed.) (J.

H. Woodger, Trans.). Indianapolis, IN: Hackett.
Yaqub, A. M. (1993). *The liar speaks the truth: A defense of the revision theory of truth*. London: Oxford University Press.

On Gupta and Belnap's Revision Theory of Truth

Wen-fang Wang

Abstract

This paper aims at both introducing and commenting on Gupta and Belnap's revision theory of truth, and is divided into five sections. The first section points out the tension between T- biconditionals and the liar sentences. It also explains the goals of Gupta and Belnap's theory of truth. The second section gives an account of the major theses of Gupta and Belnap's revision theory of truth. The third section formalized the result of the previous section and expounds two formal semantic systems, S* and S#, in Gupta and Belnap's revised theory of truth. The forth section introduces and applies one of the natural deductive systems of their theory, C_0, in order to re-inspect some of the questions related to semantic paradoxes and circular definitions that are raised in the previous sections. In the fifth and final section, I examine in detail some of the consequences of Gupta and Belnap's revision theory of truth, discuss a few counterexamples discovered by Cook, Yaqub and myself, and propose my own view on the problem of truth. My conclusion is that, although Gupta and Belnap's revision theory of truth is both logically clear and partially successful, we nevertheless have good reasons to reject it.

Key Words: the revision theory of truth, circular definition, semantic paradox, T- biconditional, Tarski