teorema
Vol. XXVII/1, 2008, pp. 5-16
ISSN: 0210-1602

Deducción y abducción

Fernando Soler Toscano
Ángel Nepomuceno Fernández

ABSTRACT

The relation between deduction and abduction is explored. We observe some duality between both kinds of reasoning, what makes them neither irreducible one to the other, nor completely independent. Finally, this duality is used to define an abductive calculus and its fundamental logical properties are shown.

RESUMEN

Se exploran las relaciones entre la inferencia deductiva y la abductiva. Hay cierta dualidad entre ambos tipos de razonamiento, lo que hace que no puedan reducirse el uno al otro, pero a la vez tampoco son completamente independientes. Finalmente, aprovechamos esta dualidad para definir un cálculo abductivo y mostramos sus propiedades lógicas fundamentales.

I. INTRODUCCIÓN

Si bien el razonamiento abductivo ha cobrado una gran importancia en los últimos años, uno de los problemas que permanecen abiertos es el de su caracterización en términos formales. La definición de Peirce, aunque brillante, resulta esquemática e insuficiente como único soporte para un tratamiento formal:

> El hecho sorprendente, *C*, es observado.
>
> Pero si *A* fuera verdad, *C* sería aceptado como algo evidente.
>
> Por lo tanto, hay razón para sospechar que *A* es verdad [Peirce CP, 5.189 (1903)].

La abducción aparece así como el tipo de razonamiento que formula hipótesis explicativas para hechos nuevos o sorprendentes. Hintikka (1998) encuentra que el esclarecimiento de esta forma de inferencia es *el problema fundamental de la epistemología contemporánea*. Con objeto de profundizar en su caracterización, toma cuatro tesis de Kapitan (1997) que establecen los requisitos que debe satisfacer todo razonamiento para que pueda ser considerado abductivo:

> *Tesis inferencial*: La abducción es un *proceso inferencial*.
>
> *Tesis de objetivo*: La abducción científica tiene un doble objetivo. Por una parte, *generar* nuevas hipótesis. Por otra, *seleccionar* las mejores para su posterior análisis.
>
> *Tesis de comprensión*: La abducción científica incluye *todas* las operaciones por las que se generan las teorías.
>
> *Tesis de autonomía*: La abducción es, o incluye, un razonamiento *diferente e irreducible* tanto a deducción como a inducción.

En este trabajo vamos a centrarnos sobre todo en la última de estas tesis. Pero antes de continuar, debemos introducir las definiciones formales de *problema abductivo* y *solución abductiva* que manejaremos a lo largo de esta trabajo, en lo que seguimos a Kakas et al. (1998) y Aliseda (2006). En adelante, consideramos que $\mathcal{L}$ es un lenguaje proposicional con las conectivas habituales, y $\models$ la relación de consecuencia lógica clásica. Usamos letras griegas mayúsculas para referirnos a conjuntos de fórmulas y letras griegas minúsculas para fórmulas.

DEFINICIÓN 1 (PROBLEMA ABDUCTIVO) Dados $\Theta \subseteq \mathcal{L}$ y $\phi \in \mathcal{L}$, decimos que (Θ, ϕ) es un *problema abductivo* si:

1. $\Theta \not\models \phi$
2. $\Theta \not\models \neg\phi$

DEFINICIÓN 2 (SOLUCIÓN ABDUCTIVA) Dado el problema abductivo (Θ, ϕ), la fórmula $\alpha \in \mathcal{L}$ es una *solución abductiva* al mismo si:

3. $\Theta, \alpha \models \phi$
4. $\Theta, \alpha \not\models \perp$
5. $\alpha \not\models \phi$

Estas definiciones, a veces con alguna variante, son las habituales en prácticamente todos los acercamientos lógicos a la abducción. Se caracteriza (Θ, ϕ) como un problema abductivo —donde Θ es un conjunto de fórmulas que hace las veces de teoría, y ϕ una fórmula que ocupa el lugar que en la definición de Peirce tiene el hecho sorprendente *C*— si ni ϕ ni su negación son consecuencia lógica de Θ, es decir, si la observación es lógicamente *independiente* de la teoría. Entonces, la fórmula α —la explicación abductiva— será una solución a dicho problema si se verifican las tres condiciones de la definición 2. Por un lado (3) impone el requisito fundamental, es decir, que la observación se siga de la teoría junto con la explicación. Por otra parte, (4) y (5) imponen, respectivamente, la consistencia de la explicación con la teoría y la independencia de la explicación con la observación. Este último requisito, que no todos los autores imponen, impide que la observación se derive de la explicación por sí sola, lo que hace que ésta sea válida sólo dentro de la teoría Θ.

Volviendo a las tesis de Kapitan, la última de ellas impone que la abducción debe ser una forma de inferencia independiente e irreductible a la deducción. Se nos podría objetar que en las definiciones anteriores hemos establecido las nociones abductivas en relación con la noción de consecuencia lógica, y que por ello estamos reduciendo la abducción a la deducción. Ahora bien, la relación de consecuencia lógica $\vDash$ no es más que la relación semántica que debe darse entre conjuntos de fórmulas $\Theta \subseteq \mathcal{L}$ y fórmulas $\phi \in \mathcal{L}$ para que

(6) $\quad \Theta \vDash \phi$

se verifique. La deducción, en cambio, es el proceso inferencial que seguimos cuando dado el conjunto Θ buscamos la fórmula ϕ que verifica (6), o bien comprobamos que (6) se cumple para ciertos Θ y ϕ particulares. Por eso, es habitual caracterizar la deducción como la inferencia que va de las premisas a la conclusión. Algunas formas de inducción recorrerían el camino inverso, desde ϕ va hasta Θ, posiblemente como una generalización. La abducción, finalmente, va —dada ϕ— desde un conjunto Θ_1 que no verifica (6), a otro $\Theta_2 = \Theta_1 \cup \{\alpha\}$ que sí lo hace.

En la deducción obtenemos conclusiones de ciertas premisas dadas. En la abducción, buscamos premisas adicionales que sostengan una conclusión dada. Por ello, existe cierta dualidad entre la inferencia deductiva y la abductiva, tal como se pone de manifiesto cuando se califica la abducción de *deducción hacia atrás* o *retroducción*. Definiendo la abducción como una forma de razonamiento dual de la deducción, por una parte se pone de manifiesto la relación entre ambos tipos de inferencia y por otra se salva, a nuestro entender, la tesis de autonomía. En las siguientes secciones mostramos que el tratamiento de la abducción como una forma de inferencia dual a la deducción resulta de interés no sólo para su caracterización semántica, como hemos hecho arriba, sino igualmente para la definición de cálculos abductivos.

II. DUALIZANDO LA DEDUCCIÓN

Muchos de los tratamientos formales del razonamiento abductivo consisten en realizar *usos abductivos de cálculos deductivos*. Lo que realmente hacen es inferencia deductiva, gracias a la equivalencia —válida en lógica clásica— entre (3) y:

> $\Theta, \neg\phi \vDash \alpha$. Esto lo hacen la mayoría de los acercamientos lógicos a la abducción desde la inteligencia artificial. Se obtiene la forma clausal de $\Theta \cup \{\neg\phi\}$ y se aplica resolución. En caso de no alcanzarse la cláusula vacía, cualquier cláusula $\neg\alpha$ que no haya sido subsumida —será una consecuencia lógica de $\Theta \cup \{\neg\phi\}$,— puede tomarse como la negación de una solución abductiva α.
>
> $\Theta, \neg\phi, \neg\alpha \vDash \bot$. Esto es lo que hacen la mayoría de acercamientos basados en tablas semánticas [Cialdea Mayer y Pirri (1993)]. Se obtiene la tabla semántica de $\Theta \cup \{\neg\phi\}$ y entonces se busca una fórmula α cuya expansión cierre todas las ramas abiertas. Es decir, se busca una fórmula α que haga insatisfactible $\Theta \cup \{\neg\phi, \alpha\}$, de modo que se asegure (3).

Según entendemos, ninguna de estas estrategias pasa la evaluación de la cuarta tesis de Kapitan. En realidad, obtienen resultados abductivos a través de *deducción encubierta*. A continuación, vamos a mostrar cómo es posible definir un procedimiento abductivo explotando la dualidad que hemos mostrado con la deducción. Para ello partiremos del cálculo de resolución [Robinson (1965)], que con una sola regla de inferencia,

(7) $$\frac{\alpha \vee \beta \qquad \neg\beta}{\alpha},$$

resulta correcto y completo tanto en lógica proposicional como en lógica de primer orden. En realidad, la regla de resolución que se aplica no es (7), sino

(8) $$\frac{\Sigma_1 \cup \{\lambda\} \qquad \Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}}{\Sigma_1 \cup \Sigma_2},$$

donde $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ y $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$ son *cláusulas*, conjuntos de literales que semánticamente equivalen a una disyunción. Teniendo esto en cuenta, se verifica que $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$ es consecuencia lógica de $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ y $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$. Cuando $\Sigma_1 \cup \Sigma_2 = \varnothing$ (la *cláusula vacía*, no satisfactible), tendremos que el conjunto original de cláusulas era no satisfactible.

Pues bien, lo que hacemos a continuación es definir un cálculo, que llamaremos δ-resolución, completamente dual a la resolución de Robinson, con el que obtendremos ciertos resultados abductivos relevantes. En particular, obsérvese la dualidad entre los dos siguientes párrafos, que comparan los resultados obtenidos con el cálculo de resolución con los que mostraremos para el de δ-resolución:

> En el cálculo de *resolución* partimos de A, *forma clausal* de la conjunción de Γ con la negación de ϕ. Cada cláusula Σ que obtengamos verificará $A \models \Sigma$. Si se alcanza la cláusula vacía, A será no satisfactible.
>
> En el cálculo de δ-resolución partimos de A', *forma δ-clausal* de la disyunción de la negación de Γ con ϕ. Cada δ-cláusula Σ' que obtengamos verificará $\Sigma' \models A'$. Si se alcanza la δ-cláusula vacía, A' será universalmente válida.

La formulación de un cálculo dual a la resolución no es nueva. La primera versión que conocemos de una regla dual a la resolución está en Quine (1955), diez años antes del conocido trabajo de Robinson. Quine define $\phi\psi$ como el *consenso* de los *implicantes* $\alpha\phi$ y $\bar{\alpha}\psi$ —que interpreta conjuntivamente tal como haremos nosotros en la siguiente sección—. Otras formulaciones de cálculos duales a la resolución son las de Eder (1991) y Ligeza (1993). Sin embargo, hasta donde sabemos, la primera aplicación de la resolución dual para la obtención de soluciones abductivas en el sentido de la definición 2, se encuentra en Soler et al. (2006).

III. Hacia un cálculo abductivo

El cálculo de δ-resolución opera aprovechando la equivalencia de (3) con $\alpha \models \Theta \rightarrow \phi$, entendiendo Θ como la conjunción de sus fórmulas. Antes de pasar al terreno más formal, mostraremos intuitivamente cómo opera el cálculo de δ-resolución resolviendo un ejemplo tomado de Kakas et al. (1998).

Sean l, a, c y z, respectivamente "llovió anoche", "los aspersores regaron", "el césped está mojado" y "los zapatos están mojados". Sea la teoría:

$l \rightarrow c$ "si anoche llovió, entonces el césped estará mojado".

$a \rightarrow c$ “si los aspersores han regado, el césped estará mojado”.
$c \rightarrow z$ “si es césped se moja, los zapatos de mojan”.

Queremos ver si nuestra teoría consigue explicar que “los zapatos están mojados”, es decir, comprobar si se verifica

(9) $(l \rightarrow c) \wedge (a \rightarrow c) \wedge (c \rightarrow z) \rightarrow z$

Si esta fórmula es válida, entonces la teoría explica que los zapatos estén mojados. En otro caso, la teoría necesita información adicional, es decir, una explicación abductiva. Por ser (9) una implicación, será verdadera cuándo el antecedente sea falso o el consecuente verdadero:

(10) $\neg((l \rightarrow c) \wedge (a \rightarrow c) \wedge (c \rightarrow z)) \vee z$

En (10) vemos los dos extremos posibles de un proceso abductivo, podríamos rechazar la teoría si la observación la refutara, o bien incorporar sin más la observación a nuestro conocimiento, en caso de que no haya ninguna explicación posible dentro de la teoría. Pero (10) es equivalente a:

(11) $(l \wedge \neg c) \vee (a \wedge \neg c) \vee (c \wedge \neg z) \vee z$

Cada uno de los términos de la disyunción (11) es una fórmula que implica (9), bien negando la teoría o añadiendo la observación. Ahora bien, la búsqueda abductiva es la búsqueda de soluciones intermedias entre ambos extremos. Por ejemplo, dado que tanto $(c \wedge \neg z)$ como z implican (9), también lo hace c, porque siempre que c sea verdadera bien $(c \wedge \neg z)$ o z lo serán también. Por tanto, c es una posible explicación. No la mejor, en tanto que podemos continuar el proceso abductivo para explicar de nuevo c, lo que significa explicar por qué el césped está mojado. A partir de c y $(l \wedge \neg c)$ vemos que l también implica (9). Igualmente, c y $(a \wedge \neg c)$ dan lugar a a. Las tres explicaciones obtenidas, c, l y a son posibles explicaciones.

Nuestro objetivo ahora no es realizar un estudio formal del cálculo de δ-resolución, pues está elaborado en [Soler et al. (2006)], sino subrayar el interés que este cálculo adquiere gracias a su dualidad con un cálculo tan típicamente deductivo como es la resolución. Por ello, enunciamos los resultados más importantes de la versión proposicional del cálculo de δ-resolución, omitiendo sus demostraciones por simplicidad, con vistas a que pueda seguirse la siguiente sección, en que se articula un proceso abductivo correcto y completo —en el sentido de la definición 2— y se relaciona cada uno de sus pasos con algunos de los tópicos habituales en torno al razonamiento abductivo.

DEFINICION 3 (δ-CLÁUSULA) Una δ-cláusula Σ *es un conjunto finito de literales de $\mathcal{L}$. Dada una valoración v, $v \vDash \Sigma$ si y sólo si v satisface todos los literales de Σ. La δ-cláusula vacía, $\diamond$, es universalmente válida*.

DEFINICION 4 (FORMA δ-CLAUSAL) *Una* forma δ-clausal *A es un conjunto finito de δ-cláusulas. Dada una valoración v, $v \vDash A$ si y sólo si v satisface al menos una δ-cláusula de A. La forma δ-clausal vacía es no satisfactible.*

Es posible traducir cada fórmula de $\mathcal{L}$ a una forma δ-clausal equivalente por medio de su forma normal disyuntiva. La siguiente definición introduce dos restricciones adicionales en los requisitos de la definición 2. Seleccionaremos sólo conjunciones mínimas de literales.

DEFINICION 5 (CONJUNTO DE δ-CLÁUSULAS ABDUCTIVAS) El *conjunto* de δ-cláusulas abductivas *Abd*(Θ, ϕ)*, para cierto problema abductivo,* (Θ, ϕ)*, contiene cada δ-cláusula Σ tal que*:

La conjunción de los literales de Σ es una solución abductiva de (Θ, ϕ).

No existe ninguna δ-cláusula $\Sigma' \subsetneq \Sigma$ tal que $\Theta, \Sigma' \vDash \phi$.

DEFINICIÓN 6 (REGLA DE δ-RESOLUCIÓN) *Dadas las δ-cláusulas* $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ *y* $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$, *la* regla de δ-resolución *produce su δ-resolvente* $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$:

$$\frac{\Sigma_1 \cup \{\lambda\} \qquad \Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}}{\Sigma_1 \cup \Sigma_2}$$

A pesar de que la regla es sintácticamente igual a la regla de resolución estándar, son semánticamente duales, ya que ahora trabajamos con δ-cláusulas. En el cálculo de resolución estándar, cada cláusula que se obtiene es consecuencia lógica del conjunto original. Ahora, cada forma δ-clausal que contenga $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ y $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$ será consecuencia lógica de $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$, ya que cada valoración *v* que satisfaga $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$, como satisface λ o $\neg\lambda$, tendremos que *v* satisface $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ o $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$. Por tanto, *v* satisface cualquier forma δ-clausal con $\Sigma_1 \cup \{\lambda\}$ y $\Sigma_2 \cup \{\neg\lambda\}$ (por la definición 4).

DEFINICIÓN 7 (DEMOSTRACIÓN MEDIANTE δ-RESOLUCIÓN) *La* δ-cláusula Σ *es* demostrable mediante δ-resolución *a partir de la forma δ-clausal A, lo que expresamos como $A \vdash_{\delta} \Sigma$, si existe una secuencia de δ-cláusulas tal que*:

Cada δ-cláusula de la secuencia pertenece a A o es un δ-resolvente de δ-cláusulas anteriores.

La última δ-cláusula de la secuencia es Σ.

En los cálculos deductivos, los teoremas de corrección y la completud son importantes para demostrar la adecuación de los cálculos a la relación semántica de consecuencia lógica. Ahora, la corrección y la completud abductivas serán importantes para probar que el cálculo de δ-resolución produce todas las soluciones abductivas.

TEOREMA 8 (TEOREMA DE CORRECCIÓN) *Para toda forma δ-clausal A y δ-cláusula* Σ, se verifica que si $A \vdash_{\delta} \Sigma$, *entonces* $\Sigma \vDash A$.

TEOREMA 9 (TEOREMA DE COMPLETUD) *Si A es una forma δ-clausal universalmente válida, entonces se verifica* $A \vdash_{\delta} \diamond$.

TEOREMA 10 (TEOREMA DE COMPLETUD ABDUCTIVA) *Sea A la forma δ-clausal de $\alpha \in \mathcal{L}$. Entonces, $A \vdash_{\delta} \Sigma$ para cada δ-cláusula satisfactible Σ tal que:*

$\Sigma \vDash \alpha$, *y*

Para toda $\Sigma' \subsetneq \Sigma$, $\Sigma \nvDash \alpha$.

DEFINICIÓN 11 (SATURACIÓN) *Dada la forma δ-clausal A, el conjunto* saturación mediante δ-resolución de *A*, que representamos como A^{δ}, *es el mínimo conjunto que contiene cada δ-cláusula* Σ *tal que*:

$A \vdash_{\delta} \Sigma$.

Σ *es satisfactible*.

No existe ninguna $\Sigma' \subsetneq \Sigma$ *tal que* $A \vdash_{\delta} \Sigma'$.

Dado un conjunto finito de δ-cláusulas *A*, el conjunto A^{δ} puede obtenerse en un número finito de pasos, mediante aplicaciones sucesivas de la regla de δ-resolución, eliminando las δ-cláusulas subsumidas y contradictorias que aparezcan. Téngase en cuenta que una δ-cláusula Σ está *subsumida* por Σ' si y sólo si $\Sigma' \subsetneq \Sigma$.

TEOREMA 12 (TEOREMA FUNDAMENTAL) *Dado un problema abductivo* $(\{\theta_1,\ldots\theta_n\},\ \phi)$*, si* N_Θ *y* O *son, respectivamente, las formas* δ*-clausales de* $\neg(\theta_1 \wedge \ldots \wedge \theta_n)$ *y* ϕ*, entonces*

$$Abd(\Theta,\phi) = (N_\Theta^\delta \cup O^\delta)^\delta - (N_\Theta^\delta \cup O^\delta).$$

IV. PROCESO ABDUCTIVO

Usando sólo operaciones de δ-resolución, se puede definir un proceso abductivo. Dados $\Theta = \{\theta_1,\ldots,\theta_n\}$ y ϕ, se siguen cuatro pasos para determinar si (Θ, ϕ) es un problema abductivo y, en caso afirmativo, para producir todas sus soluciones abductivas:

Paso 1: Análisis de la teoría. Sea N_Θ la forma δ-clausal de $\neg(\theta_1 \wedge \ldots \wedge \theta_n)$. Entonces:

Si N_Θ no contiene ninguna δ-cláusula satisfactible, entonces Θ es universalmente válida, y el proceso termina, ya que en caso de que (Θ, ϕ) fuera un problema abductivo no podría tener soluciones abductivas que verifiquen la definición 2.

En otro caso, se obtiene N_Θ^δ, y:

Si $\Diamond \in N_\Theta^\delta$, entonces Θ no es satisfactible, y el proceso termina, porque (Θ, ϕ) no puede ser un proceso abductivo.

En otro caso,

Paso 2: Análisis de la observación. Sea O la forma δ-clausal de ϕ. Entonces:

Si O no contiene ninguna δ-cláusula satisfactible, entonces ϕ no es satisfactible, y el proceso termina, porque (Θ, ϕ) no es un problema abductivo.

En otro caso, se obtiene O^δ, y:

Si $\Diamond \in O^\delta$, entonces ϕ es universalmente válida, y el proceso termina, ya que como $\Theta \vDash \phi$, (Θ, ϕ) no es un problema abductivo.

En otro caso,

Paso 3: Búsqueda de refutaciones. Si por cada δ-cláusula $\Sigma \in O^\delta$ hay una Σ' $\subsetneq \Sigma$ tal que $\Sigma' \in N_\Theta^\delta$, entonces $\Theta \vDash \neg\phi$, y el proceso termina porque la observación refuta la teoría. En otro caso,

Paso 4: Búsqueda de explicaciones. Desde N_Θ^δ y O^δ, se obtienen primero $(N_\Theta^\delta \cup O^\delta)$ y luego $(N_\Theta^\delta \cup O^\delta)^\delta$. Entonces,

> Si $\Diamond \in (N_\Theta^\delta \cup O^\delta)^\delta$, entonces (Θ, ϕ) y el proceso termina, ya que la observación se encuentra explicada por la teoría.
>
> En otro caso, (Θ, ϕ) es un problema abductivo. El proceso devuelve:
>
> $$Abd(\Theta,\phi) = (N_\Theta^\delta \cup O^\delta)^\delta - (N_\Theta^\delta \cup O^\delta)$$

Cabe destacar algunos aspectos del proceso abductivo que acabamos de presentar. El primero de sus pasos es el análisis de la teoría. Desde un punto de vista computacional, es el paso con mayor coste promedio de todo el proceso. Sin embargo, en caso de que se vayan a resolver varios problemas abductivos con la misma teoría, este paso es común para todos. Lo que aquí se hace es reunir en el conjunto N_Θ^δ todos los puntos débiles de la teoría, aquellas δ-cláusulas $\{\lambda_1,\ldots, \lambda_n\}$ tales que cuando todos sus literales son verdaderos, la teoría queda refutada.

A continuación, el análisis de la observación obtiene en O^δ las mínimas δ-cláusulas $\{\lambda_1,\ldots, \lambda_n\}$ tales que la verdad de todos sus literales implica la verdad de la observación. Por tanto, el problema de explicar ϕ se reduce al problema de explicar alguna de estas δ-cláusulas dentro de la teoría Θ.

Como hemos visto, los elementos de O^δ representan todas las formas minimales de hacer verdadera ϕ. Por tanto, si cada una de ellas tiene por subconjunto alguna δ-cláusula de N_Θ^δ significa que cada forma de hacer verdadera ϕ invalida la teoría Θ. Por tanto, $\Theta \vDash \neg\phi$, es decir, la teoría queda refutada por la observación. Puede apreciarse que tanto el primer paso, que buscaba los puntos débiles de la teoría, como el tercero, que antes de la búsqueda de explicaciones comprueba si se da una refutación, dan cierto carácter falsacionista al proceso abductivo.

Por último, la búsqueda de explicaciones, como se ha comentado, trata de obtener puntos intermedios entre la refutación de la teoría y la incorporación sin más de la observación. Es decir, condiciones intermedias entre las que imponen las δ-cláusulas de N_Θ^δ y de O^δ, respectivamente. Esto se realiza aplicando δ-resolución a la unión de ambos conjuntos y seleccionando las nuevas δ-cláusulas que no hayan sido subsumidas por ninguna de $N_\Theta^\delta \cup O^\delta$.

Aliseda (2006) sostiene que el tipo de abducción más interesante por sus aplicaciones en filosofía de la ciencia y epistemología es lo que llama *abducción explicativa consistente*, que se corresponde con los requisitos de nuestra definición 2. Pues bien, el proceso abductivo que hemos propuesto devuelve precisamente estas soluciones abductivas. Es más, se añade un criterio de economía, dado que sólo se obtienen las explicaciones *minimales*, es decir las conjunciones mínimas de literales que constituyen una explicación.

V. Conclusiones

En este trabajo hemos mostrado que existe cierta dualidad entre deducción y abducción, y hemos presentado el cálculo de δ-resolución, como ejemplo de un procedimiento abductivo obtenido al dualizar un cálculo típicamente deductivo, el de resolución. Para terminar, retomamos las cuatro tesis de Kapitan que simplemente enumeramos al comienzo de este trabajo, y a su luz evaluaremos hasta qué punto el proceso abductivo que hemos introducido en la sección anterior las satisface.

En primer lugar, la *tesis inferencial* se verifica claramente, ya que la δ-resolución es un proceso inferencial, definido formalmente, con las propiedades lógicas que se han mostrado en secciones anteriores.

Por otra parte, la *tesis de objetivo* subraya la doble tarea de la abducción, la *generación* de nuevas hipótesis y la *selección* de las mejores. Muchos tratamientos lógicos de la abducción dividen el proceso abductivo de forma que primero generan un gran número de posibles hipótesis que satisfacen la condición (3) de la definición 2 y después seleccionan, de entre ellas, las que satisfacen (4) y (5). Normalmente, cada uno de ambos procesos se realiza de forma independiente y con diferentes métodos. Como hemos visto, el procedimiento abductivo que se ha definido integra ambas operaciones en un mismo proceso y con las mismas operaciones de δ-resolución.

La *tesis de comprensión* es la más interesante y a la vez la más exigente. El cálculo de δ-resolución está lejos de incluir todas las operaciones por las que se generan las teorías científicas. Pero también los cálculos deductivos están lejos de incluir todas las operaciones que lleva a cabo la mente cuando extrae una conclusión de su conocimiento. De todas formas, si comprendemos los cálculos lógicos como *modelos a escala* de los procesos inferenciales, podemos descubrir paralelismos interesantes entre los pasos que sigue el proceso abductivo mediante δ-resolución y ciertas ideas provenientes tanto de la filosofía de la ciencia como de la epistemología.

Ya vimos también que la *tesis de autonomía* queda salvada al tratar la abducción como una forma de inferencia dual a la deducción. Por ello, a diferencia de otros tratamientos formales de la abducción, la δ-resolución no realiza *deducción encubierta*, no es un uso abductivo de un cálculo deductivo.

Departamento de Filosofía, Lógica y Filosofía de la Ciencia
Universidad de Sevilla
Campus Ramón y Cajal, E-41018 Sevilla, España
E-mail: fsoler@us.es, nepomuce@us.es

REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS

ALISEDA, A. (2006), *Abductive Reasoning: Logical Investigations into Discovery and Explanation*, Berlin, Springer.

CIALDEA MAYER, M. y PIRRI, F. (1993), "First order abduction via tableau and sequent calculi", *Bulletin of the IGPL*, vol. 1, pp. 99-117.

EDER, E. (1991), "Consolution and its relation with resolution", *Proceedings of the 12th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-91)*, Silicon Valley, CA, Morgan Kaufmann.

HINTIKKA, J. (1998), "What is abduction? The fundamental problem of contemporary epistemology", *Transactions of the Charles S. Peirce Society*, vol. 34(3), pp. 503-533.

KAKAS, A. KOWALSKI, R. y TONI, F. (1998), "The role of abduction in logic programming", *Handbook of logic in Artificial Intelligence and Logic Programming*, Oxford University Press, pp. 235-324.

KAPITAN, T. (1997), "Peirce and the structure of abductive inference", en: Houser, N., Roberts, D.D. y Evra, J.V. (eds.), *Studies in the Logic of Charles Sanders Peirce*. Indiana U. P., Bloomington and Indianapolis.

LIGEZA, A. (1993), "A note on Backward Dual Resolution and its application to proving completeness of rule-based systems", *Proceedings of the 13th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-93)*, Silicon Valley CA, Morgan Kaufmann.

QUINE, W. V. (1955), "A way to simplify truth functions", *The American mathematical monthly*, vol. 62, pp. 627-631.

PEIRCE, CH. S. (1936-1958), *Collected Papers of Charles Sanders Peirce*, editados por C. Hartshorne, P. Weiss y A. Burks, Cambridge, Mass. Harvard University Press. (Se cita como CP seguido de parágrafo y año).

ROBINSON, J. A. (1965), "A Machine-Oriented Logic Based on the Resolution Principle", *Journal of the ACM*, vol. 12, pp. 23-41.

SOLER, F., NEPOMUCENO, A. y ALISEDA, A. (2006), "Model-Based Abduction via Dual Resolution", *Logic Journal of the IGPL*, vol. 14(2), pp. 305-319