Formas argumentales: un acercamiento a la argumentación rebatible con información no básica

Carlos Iván Chesñevar[1] Guillermo Ricardo Simari

Instituto de Ciencias e Ingeniería de Computación (ICIC)
Grupo de Investigación en Inteligencia Artificial (GIIA)
Departamento de Ciencias de la Computación
Universidad Nacional del Sur
Av.Alem 1253 – (8000) Bahía Blanca – República Argentina
Fax: (54) (91) 563401 – Tel.: (54) (91) 20776 (ext.208)
Email: {ccchesne,grs}@criba.edu.ar

Palabras clave: inteligencia artificial, razonamiento rebatible, sistemas argumentativos

Abstract

Los sistemas argumentativos [SL92, Vre93, Che96] consituyen una formalización del razonamiento rebatible. Un argumento A para un literal h es una pieza de razonamiento que permite a un agente inteligente explicar h de manera tentativa. Para determinar si h es finalmente aceptable (o *justificable*) es necesario llevar a cabo un análisis para determinar si existe un argumento A que sea una *justificación*.

El análisis precedente resulta en la construcción de un *árbol dialéctico*, en el cual se parte de la suposición de que h es un literal básico. La construcción de dicho árbol es computacionalmente costosa, incidiendo en la performance de un sistema argumentativo. En este trabajo se aborda la argumentación rebatible con información no básica, introduciéndose el concepto de *forma argumental*. Las formas argumentales están relacionadas entre sí por la relación de *conflicto*, la cual constituye una generalización de la noción de contraargumentación. También se establecerá una generalización de la noción de árbol dialéctico utilizando formas argumentales, estudiándose la determinación de justificaciones en términos de estos últimos.

[1]Becario de Perfeccionamiento del Consejo Nacional de Investigaciones Científicas y Técnicas (CONICET), República Argentina.

Formas argumentales: un acercamiento a la argumentación rebatible con información no básica

1 Introducción y motivaciones

Los *sistemas argumentativos* [SL92, Vre93, SCG94, Pra93] constituyen una formalización del concepto de *razonamiento rebatible*. Dentro de la comunidad de IA, los sistemas argumentativos han adquirido especial relevancia durante los últimos años, especialmente a partir de los trabajos de Simari [SL92], Vreeswijk [Vre93], Prakken [Pra93] y Loui [Lou93, LNS*93]. El formalismo *MTDR* [SL92, SCG94, Che96] ha demostrado brindar un marco formal especialmente apropiado para el tratamiento de la argumentación rebatible. En *MTDR*, un *argumento* $\langle A, h\rangle$ (def. A.2) constituye una prueba tentativa que un agente inteligente $\mathcal{A}$ está dispuesto a aceptar como explicación para una hipótesis h. La *aceptabilidad* final de ese argumento $\langle A, h\rangle$ está caracterizada en términos de un proceso dialéctico, de caracter recursivo. Por razones de espacio, los principales aspectos de *MTDR* se presentan sintéticamente en el apéndice A.

Hasta el momento se han computado árboles dialécticos a partir de argumentos cuyas conclusiones consisten (por definición) en literales básicos. Esos argumentos se han obtenido *dinámicamente* a partir de la base de conocimiento $(\mathcal{K}, \Delta)$. Los problemas inherentes a esta política pueden sintetizarse en una *degradación de la performance del sistema para la obtención de justificaciones*. Para subsanar los problemas planteados a nivel de implementación, se prescindirá en primer lugar de la computación de argumentos para literales básicos. En su lugar, se obtendrán *formas argumentales* para literales cualesquiera. Una forma argumental, denotada $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$, tendrá una apariencia similar a una estructura de argumento (def. A.2), pero permitirá sustentar un literal h que no necesariamente será básico.

Las formas argumentales estarán interrelacionadas entre sí por la relación de *conflicto*, la cual constituye una generalización de la relación de contraargumentación (def. A.3). Básicamente, se dirá que una forma argumental $\langle\!\langle A, h_1\rangle\!\rangle$ está en conflicto con otra forma argumental $\langle\!\langle B, h_2\rangle\!\rangle$ si el literal h_1 es *complementario* de algún literal en $\langle\!\langle B, h_2\rangle\!\rangle$. En tal caso, se dirá que $\langle\!\langle A, h_1\rangle\!\rangle$ es una *forma contraargumental* para $\langle\!\langle B, h_2\rangle\!\rangle$. Las formas contraargumentales podrán tener a su vez otras formas contraargumentales asociadas, y así sucesivamente. Todos estos elementos interrelacionados dan lugar posibilitarán realizar un análisis dialéctico de manera independiente de los hechos particulares (conjunto $\mathcal{K}_P$) presentes en la base de conocimiento.

2 Representación de conocimiento

Al intentar representar el conocimiento de un agente inteligente $\mathcal{A}$ utilizando una lógica de primer orden, parece razonable distinguir ciertos predicados para modelar *percepciones* (recibidas desde el mundo externo) de otros predicados utilizados para reflejar las *conclusiones* que puede obtener el agente $\mathcal{A}$ a partir de estas percepciones, como consecuencia de aplicar sobre ellas las *reglas* presentes en su base de conocimiento. Usando este acercamiento, Levy [Lev93] particiona los predicados utilizados en una base de conocimiento en dos conjuntos disjuntos, denominados *predicados de base* y *predicados derivados*.

Nuestro objetivo será caracterizar un formalismo de representación de conocimiento siguiendo un acercamiento similar, pero incorporando los elementos provistos por *MTDR*. Se extenderá para ello la estructura lógica rebatible $(\mathcal{K}, \Delta)$, distinguiendo un conjunto $\mathcal{P}$ de los nombres de aquellos predicados que eventualmente podrían estar asociados a hechos en $\mathcal{K}_P$. Esta distinción nos lleva a la noción de *estructura lógica rebatible extendida* $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$.

DEFINICIÓN **2.1** (*Conjuntos* $PredBase(\mathcal{L})$ *y* $PredDeriv(\mathcal{L})$). Sea $(\mathcal{K}, \Delta)$ una estructura lógica rebatible descripta utilizando un lenguaje de primer orden $\mathcal{L}$. Entonces $PredNames(\mathcal{L})$, el conjunto de nombres de predicados en $\mathcal{L}$, puede particionarse en dos subconjuntos disjuntos, $PredBase(\mathcal{L})$ y $PredDeriv(\mathcal{L})$, tales que: a) Ningún elemento de $PredBase(\mathcal{L})$ aparece como consecuente de una regla de $\mathcal{K}$ o Δ; b) $PredNames(\mathcal{L}) = PredBase(\mathcal{L}) \cup PredDeriv(\mathcal{L})$. □

DEFINICIÓN **2.2** (*Estructura lógica rebatible extendida* $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$). Sea $(\mathcal{K}, \Delta)$ una estructura lógica rebatible descripta utilizando un lenguaje $\mathcal{L}$. Una *estructura lógica rebatible extendida* $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ es una estructura lógica rebatible en la que se distingue un conjunto $\mathcal{P}$ de predicados que tendrán la forma p/k, donde p es un nombre de predicado, $p \in PredBase(\mathcal{L})$, y k es su aridad. Cada elemento de $\mathcal{P}$ se denominará *literal de base*. La notación p/k representa un literal *no instanciado* de la forma $p(X_1, \ldots, X_k)$, $X_i \in Vars(\mathcal{L})$.[2]

En particular, se impondrán las siguientes restricciones sobre el contenido de $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$: a) si $p(c_1, \ldots, c_k)$ es un *hecho básico* presente en $\mathcal{K}_P$, entonces p/k es un elemento de $\mathcal{P}$; b) Si $p/k \in \mathcal{P}$, entonces ningún literal de la forma $p(t_1, \ldots, t_k)$ aparece como consecuente de regla en $\mathcal{K}_G$ o en Δ. □

Escribiremos $h \in \mathcal{P}$ (sobrecargando al símbolo $\in$), si existe un elemento $p/k \in \mathcal{P}$ tal que $h \equiv p$, y $aridad(h) = k$.

Seguidamente se ejemplifican las definiciones presentadas precedentemente, modelándose un problema del mundo real en términos del formalismo propuesto.

EJEMPLO **2.1** (*La política de otorgamiento de créditos de un banco.*). Considérese un agente inteligente $\mathcal{A}$, cuya base de conocimiento $(\mathcal{K}, \Delta)$ contiene información sobre las condiciones bajo las cuales un banco concede créditos a sus clientes. Para otorgar un crédito, el solicitante debería tener un buen ingreso mensual, y proponer alguna persona que actúe como garante y resulte aceptable para el banco. Un garante aceptable será aquel que sea solvente; la solvencia del garante se asume ante el hecho de que éste tenga tarjeta de crédito. La solvencia significa usualmente tener dinero disponible; tener dinero disponible generalmente implica ser solvente. Las personas sospechosas no pueden actuar como garantes; tener denuncias por corrupción es razón para sospechar de un posible garante; si hay denuncias por corrupción, pero no hay causas penales abiertas, entonces la sospecha desaparece (se asume que las denuncias son malintencionadas). Para que un solicitante perciba un crédito deberá ser un trabajador activo, pues esto brinda razones para creer que tiene buenos ingresos. Un profesional jubilado normalmente no es un trabajador activo. Los profesionales son en general trabajadores activos. Aquellos que trabajan en educación suelen ser trabajadores activos, y es usual que no tengan buenos ingresos. Los desocupados no son profesionales activos. Los estafadores nunca son solventes (pues el dinero del que eventualmente disponen no ha sido obtenido legalmente). La figura 1 refleja la información precedente en términos de reglas en $\mathcal{K}_G$ y en Δ. □

---

[2] $Vars(\mathcal{L})$ y $Literals(\mathcal{L})$ denotan los conjuntos de variables y literales en $\mathcal{L}$, respectivamente. Asimismo, $\vec{c}$ denota un vector de constantes, y $\vec{X}$ un vector de variables.

$$
\begin{array}{ll}
\Delta = \{ & garante\_acep(Y,X) \wedge tiene\_buenos\_ingresos(X) \succ\!\!- otorgar\_crédito(X), \\
& garante\_prop(Y,X) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y,X), \\
& es\_solvente(X) \succ\!\!- tiene\_dinero\_disponible(X), \\
& tiene\_dinero\_disponible(X) \succ\!\!- es\_solvente(X), \\
& tiene\_tarjeta\_crédito(X) \succ\!\!- es\_solvente(X), \\
& es\_sospechoso(X) \wedge es\_solvente(X) \succ\!\!- \neg garante\_acep(X,Z), \\
& denunciado\_por\_corrupción(X) \succ\!\!- es\_sospechoso(X), \\
& denunciado\_por\_corrupción(X) \wedge sin\_causas\_penales(X) \succ\!\!- \neg es\_sospechoso(X), \\
& es\_profesional(X) \wedge es\_jubilado(X) \succ\!\!- \neg es\_trabajador\_activo(X), \\
& es\_profesional(X) \succ\!\!- es\_trabajador\_activo(X), \\
& es\_trabajador\_activo(X) \succ\!\!- tiene\_buenos\_ingresos(X), \\
& es\_docente(X) \succ\!\!- es\_trabajador\_activo(X), \\
& es\_docente(X) \succ\!\!- \neg tiene\_buenos\_ingresos(X) \quad \} \\
& \\
\mathcal{K}_G = \{ & es\_desocupado(X) \rightarrow \neg es\_trabajador\_activo(X), \\
& es\_estafador(X) \rightarrow \neg es\_solvente(X) \quad \}
\end{array}
$$

Figura 1: Estructura lógica rebatible extendida (ejemplo 2.1)

Ejemplo **2.2** Sea $(\mathcal{K}, \Delta)$ la base de conocimiento definida en el ejemplo 2.1. El conjunto $PredNames(\mathcal{K}, \Delta)$ asociado puede particionarse de la siguiente manera: $PredBase(\mathcal{L}) = \{es\_desocupado,\ es\_estafador,\ es\_docente,\ es\_profesional,\ es\_jubilado,\ tiene\_tarjeta\_crédito,\ denunciado\_por\_corrupción,\ garante\_prop,\ sin\_causas\_penales\}$ y $PredDeriv(\mathcal{L}) = \{garante\_acep,\ tiene\_buenos\_ingresos,\ otorgar\_crédito,\ es\_solvente,\ tiene\_dinero\_disponible,\ es\_sospechoso,\ es\_trabajador\_activo\}$. $\square$

3 Formas argumentales

Seguidamente se introducirá el concepto de *forma de prueba rebatible* para un literal h cualquiera, denotado $FP(h)$. Nuestro objetivo final en esta sección será distinguir una clase especial de formas de prueba rebatible, las *formas argumentales*. Para mayor facilidad de lectura, se prescindirá en lo sucesivo de mencionar explícitamente el vector de variables $\vec{X}$ asociado a un literal $h \in Literals(\mathcal{L})$. Se asumirá también que si dos literales tienen igual nombre, entonces poseen igual aridad. A continuación se presentará la definición formal de una forma de prueba rebatible para un literal h.

Definición **3.1** (*Conjunto $\mathcal{FP}(h)$*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea h un literal, $h \in Literals(\mathcal{L})$. Entonces el conjunto de *formas de prueba rebatible* para h, denotada como $\mathcal{FP}(h)$, se define como $FPh = \bigcup_{i \in I}\{FP_i(h)\}$ donde I es un conjunto de índices, y cada $FP_i(h)$ es una estructura estructura arbórea construída como sigue:

1. Si $h \in \mathcal{P}$, entonces $FP_i(h)$ tiene como único nodo a h. El literal h es el *nodo raíz* de $FP_i(h)$; el conjunto de nodos hoja asociados a $FP_i(h)$, denotado $Leaves(FP_i(h))$, es $\{h\}$.

2. Si existe una regla $r_i : a_{i1} \wedge a_{i2} \wedge \ldots a_{ik} \rightarrow b$, $r_i \in \mathcal{K}_G$, tal que $b\theta = h$, con $\theta =$ umg de b y h, entonces $FP_i(h)$ tiene nodo raíz a $b\theta$, y como hijos inmediatos a los árboles para $FP_i(a_{i1}\theta)$, $FP_i(a_{i2}\theta)$, $\ldots$, $FP_i(a_{ik}\theta)$. Además, $Leaves(FP_i(h)) = \bigcup_{j=1}^{k} Leaves(FP_i(a_{ij}\theta))$.

3. Si existe una regla $d_i : a_{i1} \wedge a_{i2} \wedge \ldots a_{ik} \prec\!\!- b$, $r_i \in \Delta$, tal que $b\theta = h$, con $\theta =$ umg de b y h, entonces $FP_i(h)$ tiene nodo raíz a $b\theta$, y como hijos inmediatos a los árboles para $FP_i(a_{i1}\theta)$, $FP_i(a_{i2}\theta)$, $\ldots$, $FP_i(a_{ik}\theta)$. Además $Leaves(FP_i(h)) = \bigcup_{j=1}^{k} Leaves(FP_i(a_{ij}\theta))$.

□

En lo sucesivo, y mientras no exista ambigüedad, escribiremos $FP(h)$ en lugar de $FP_i(h)$, prescindiendo del subíndice i.

EJEMPLO **3.1** Considérese la estructura lógica rebatible del ejemplo 2.1. Entonces puede construirse la siguiente forma de prueba rebatible para $garante\_acep(Y, X)$:
$FP(garante\_acep(Y, X)) =$
$\{garante\_prop(Y, X) \wedge es\_solvente(Y) \prec\!\!- garante\_acep(Y, X),$ □
$tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \prec\!\!- es\_solvente(Y)\}$

Una forma de prueba rebatible está caracterizada por un conjunto de reglas no-rebatibles, reglas rebatibles y elementos de $\mathcal{P}$ usados en su construcción. Esto permite brindar una caracterización alternativa de forma de prueba rebatible $FP(h)$, en términos de esos tres conjuntos.

DEFINICIÓN **3.2** (*Conjuntos de literales de base, reglas no-rebatibles, y reglas rebatibles asociados a* $FP(h)$). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $\mathcal{FP}(h)$ el conjunto de formas de prueba rebatible para h, $h \in Literals(\mathcal{L})$. Entonces se define un *conjunto de reglas no rebatibles* SR, un *conjunto de reglas rebatibles* DR y un *conjunto de literales de base* $F \subseteq \mathcal{P}$ asociados a cada $FP_i(h) \in \mathcal{FP}(h)$ de la siguiente manera:

1. Si $FP_i(h)$ tiene a h como único nodo, y $h \in \mathcal{P}$, entonces $F = \{h\}$, $SR = \emptyset$ y $DR = \emptyset$.

2. Si $FP_i(h)$ tiene como nodos hijos a los literales $a_{i1}, \ldots, a_{ik}$, y h es el consecuente de una instancia de regla no rebatible $r_i : a_{i1}, \ldots, a_{ik} \rightarrow h$, entonces $SR = \{r_i\} \cup SR_1 \cup \ldots \cup SR_k$, donde cada SR_j, $j = 1 \ldots k$, es el conjunto SR asociado a $FP_i(a_{ij})$, $j = 1 \ldots k$.

3. Si $FP_i(h)$ tiene como nodos hijos a los literales $a_{i1}, \ldots, a_{im}$, y h es el consecuente de una instancia de regla rebatible $d_i : a_{i1}, \ldots, a_{im} \prec\!\!- h$, entonces $DR = \{d_i\} \cup DR_1 \cup \ldots \cup DR_m$, donde DR_j es el conjunto DR asociado a $FP_i(a_{ij})$, $j = 1 \ldots m$.

Si SR, DR y F son los conjuntos asociados a $FP_i(h)$ obtenidos según esta definición, escribiremos $SR \cup DR \cup F \mid\!\sim_{\mathrm{FP}} h$. □

En la definición precedente, el símbolo "$\mid\!\sim_{\mathrm{FP}}$" está denotando una meta-meta-relación similar a la establecida mediante el símbolo "$\mid\!\sim$" de *consecuencia rebatible* (def. A.1), excepto que en el conjunto de fórmulas del lado izquierdo se está permitiendo el uso de reglas rebatibles que no necesariamente estarán totalmente instanciadas. Dada una estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$, se distinguirán aquellas formas de prueba rebatible que sean aplicables a partir de la información presente en $\mathcal{K}_P$. Para esto se requerirá que las hojas de la forma de prueba rebatible estén *"sustentadas"* en $\mathcal{K}_P$, esto es, que puedan unificarse con elementos presentes en este conjunto.

Definición **3.3** (*Literal h sustentado en $\mathcal{K}_P$ via sustitución θ*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $h \in Literals(\mathcal{L})$, tal que $h \in \mathcal{P}$. Entonces se dirá que h está *sustentado en $\mathcal{K}_P$ via sustitución θ* si existe $e_i \in \mathcal{K}_P$ tal que $e_i = h\theta$, donde θ es una sustitución básica. Si h está sustentado en $\mathcal{K}_P$ via una sustitución θ, se dirá que h es un *literal sustentado*. Si $F = \{h_1, \ldots, h_m\}$ es un conjunto de literales, $F \subseteq \mathcal{P}$, entonces F se dirá *sustentado* en $\mathcal{K}_P$ si cada $h_i \in F$ está sustentado en $\mathcal{K}_P$, $i = 1 \ldots m$. □

Ejemplo **3.2** Considérese la estructura lógica extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ dada por el ejemplo 2.1. Supóngase que el conjunto $\mathcal{K}_P$ está definido como sigue:

$$\begin{aligned}\mathcal{K}_P = \{ & es\_profesional(juan), es\_profesional(jose),\\ & es\_profesional(pedro), es\_desocupado(pedro),\\ & es\_profesional(carlos), es\_docente(carlos), garante\_prop(rotschild, carlos),\\ & garante\_prop(alcapone, juan), garante\_prop(gates, jose),\\ & garante\_prop(rotschild, pedro), tiene\_tarjeta\_crédito(alcapone),\\ & tiene\_tarjeta\_crédito(rotschild), tiene\_tarjeta\_crédito(gates),\\ & es\_estafador(alcapone)\}\end{aligned}$$

Entonces el literal $es\_profesional(juan)$ está sustentado en $\mathcal{K}_P$ via $\theta = \emptyset$; el literal $garante\_prop(alcapone, Z)$ está sustentado en $\mathcal{K}_P$ via $\theta = \{Z/juan\}$; el literal $es\_desocupado(carlos)$ no está sustentado en $\mathcal{K}_P$. □

Definición **3.4** (*Instancia de $FP_i(h)$*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y $FP_i(h) \in \mathcal{FP}(h)$ una forma de prueba rebatible para h, $h \in Literals(\mathcal{L})$. Entonces una *instancia* de $FP_i(h)$, denotada $FP_i(h)\theta$, es la forma de prueba rebatible definida de la siguiente manera:

1. Si $FP_i(h)$ tiene un único nodo $h \in \mathcal{P}$, entonces $FP_i(h)\theta$ es el conjunto de un elemento $\{h\theta\}$, donde h es un literal sustentado, y θ es una sustitución básica.

2. Si $FP_i(h)$ tiene como nodos hijos inmediatos a los antecedentes de una regla no rebatible $a_1, \ldots, a_k \rightarrow b$, entonces $FP_i(h)\theta$ está dada por el conjunto $\{a_1\theta_1, \ldots, a_k\theta_k \rightarrow b\theta\} \cup FP_i(a_1\theta_1) \cup \ldots \cup FP_i(a_k\theta_k)$, donde θ es la sustitución resultante de la composición de las sustituciones $\theta_1\theta_2 \ldots \theta_k$.

3. Si $FP_i(h)$ tiene como nodos hijos inmediatos a los antecedentes de una regla rebatible $a_1, \ldots, a_k \succ\!\!- b$, entonces una instancia $FP_i(h)\theta$ está dada por el conjunto $\{a_1\theta_1, \ldots, a_k\theta_k \succ\!\!- b\theta\} \cup FP_i(a_1\theta_1) \cup \ldots \cup FP_i(a_k\theta_k)$, donde θ es la sustitución resultante de la composición de las sustituciones $\theta_1\theta_2 \ldots \theta_k$.

□

Ejemplo **3.3** Considérese el ejemplo 3.1. Sea $\theta_1 = \{Y/rotschild, X/carlos\}$. Entonces $FP(garante\_acep(Y, X))\theta_1 = \{garante\_prop(rotschild, carlos) \wedge es\_solvente(rotschild) \succ\!\!- garante\_acep(rotschild, carlos),\ tiene\_tarjeta\_crédito(rotschild) \succ\!\!- es\_solvente(rotschild)\}$ es una instancia de $FP(garante\_acep(Y, X))$. □

Se distinguirá un subconjunto de las formas de prueba: aquellas que sean minimales con respecto a las reglas rebatibles utilizadas. Se añadirá la restricción adicional de que en dichas formas de prueba no podrán aparecer literales complementarios p y $\neg p$. Dichas formas de prueba serán denominadas *formas argumentales*.

DEFINICIÓN **3.5** (*Forma argumental*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $FP(h)$ una forma de prueba rebatible, cuyo conjunto de reglas no rebatibles asociado es A. Entonces se dirá que $FP(h)$ es una *forma argumental* para h, denotado $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ si: a) A es minimal con respecto a $FP(h)$ (esto es, no existe otra forma de prueba rebatible para h cuyo conjunto DR de reglas rebatibles asociado sea $A' \subset A$). b) No existen literales complementarios p y $\neg p$ en $FP(h)$.

Si $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ es una forma argumental, y $S \subseteq A$, tal que S es una forma argumental para un literal j, entonces se dirá que $\langle\langle S, j\rangle\rangle$ es una *forma subargumental* de $\langle\langle A, h\rangle\rangle$. □

EJEMPLO **3.4** De acuerdo a la definición 3.5 y las formas de prueba presentadas en el ejemplo 3.1 resulta que el conjunto A tal que

$$\begin{aligned} A \;=\; & \{garante\_prop(Y,X) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y,X), \\ & tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \succ\!\!- es\_solvente(Y)\} \end{aligned}$$

es una forma argumental para $garante\_acep(Y,X)$, *i.e.*, $\langle\langle A, garante\_acep(Y,X)\rangle\rangle$. □

Una forma argumental $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ constituye un "esqueleto" a partir del cual pueden obtenerse distintos argumentos $\langle A_1, h(\vec{c_1})\rangle$, $\langle A_2, h(\vec{c_2})\rangle$, $\ldots \langle A_k, h(\vec{c_k})\rangle$, reemplazando consistentemente los literales no instanciados en A por literales básicos. Este reemplazo se llevará a cabo mediante una sustitución θ, la cual al ser aplicada sobre $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ resulte en un argumento $\langle A\theta, h\theta\rangle$. En tal caso, se dirá que $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ *sustenta* al argumento $\langle A\theta, h\theta\rangle$. Formalmente:

DEFINICIÓN **3.6** (*Forma argumental* $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ *sustenta un argumento* $\langle A', h'\rangle$). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ una forma argumental. Entonces se dirá que $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ *sustenta a* $\langle A', h'\rangle$ si existe una instancia de la forma argumental $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ usando una sustitución θ, tal que $A\theta$ sea un argumento para $h\theta = h'$, esto es $\langle A\theta, h'\rangle$. □

EJEMPLO **3.5** Considérese la estructura lógica extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ dada por el ejemplo 2.1, y el conjunto $\mathcal{K}_P$ del ejemplo 3.2. Sea $\langle\langle A, garante\_acep(Y,X)\rangle\rangle$ la forma argumental definida en el ejemplo 3.4, con $A = \{garante\_prop(Y,X) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y,X)$, $tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \succ\!\!- es\_solvente(Y)\}$. Sean θ_1 y θ_2 las sustituciones $\theta_1 = \{Y/rotschild, X/carlos\}$ y $\theta_2 = \{Y/alcapone, X/juan\}$ Entonces $A\theta_1$ es un argumento para $garante\_acep(rotschild{,}carlos)$ sustentado en $\langle\langle A, garante\_acep(Y,X)\rangle\rangle$. Para θ_2 se cumple que $garante\_acep(Y,X)\theta_2 = garante\_acep(alcapone{,}juan)$, No obstante, $A\theta_2$ no es un argumento para $garante\_acep(alcapone, juan)$, ya que $A\theta_2$ es inconsistente, *i.e.*, $\mathcal{K}_G \cup A\theta_2 |\!\sim \bot$. En efecto, $\mathcal{K}_G \cup A\theta_2 |\!\sim es\_solvente(alcapone)$, y $\mathcal{K}_G \cup \mathcal{K}_P \vdash \neg es\_solvente(alcapone)$. □

Nótese que un argumento $\langle A, h\rangle$ constituye también por definición 3.5 una forma argumental $\langle\langle A, h\rangle\rangle$. En este caso, $\langle A, h\rangle$ puede obtenerse a partir de $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ utilizando la sustitución vacía $\theta = \emptyset$. Si $\langle A, h\rangle$ es un argumento, entonces $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ será denominada la *forma argumental trivial* para $\langle A, h\rangle$. Puede afirmarse que todo argumento $\langle A, h\rangle$ tiene una forma argumental que lo sustenta, considerando el conjunto de reglas rebatibles no instanciadas a partir de las cuales se obtuvo el conjunto $A \subseteq \Delta^{\downarrow}$. Esto se establece formalmente a través del siguiente lema:

LEMA **3.1** (*Lema de lifting*).[3] Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $\langle A', h' \rangle$ un argumento. Entonces existe una forma argumental no trivial $\langle\langle A, h \rangle\rangle$ que sustenta a $\langle A', h' \rangle$ con una sustitución θ, tal que $A\theta = A'$ y $h\theta = h'$. $\square$

4 Relaciones entre formas argumentales

4.1 Conflicto entre formas argumentales

Si se desea generalizar la noción de contraargumentación para aplicarla a formas argumentales, es fácil notar que se pierde la posibilidad de recurrir a la consistencia. Si queremos determinar cuándo una forma argumental $\langle\langle A_1, h_1 \rangle\rangle$ "contraargumenta" a otra $\langle\langle A_2, h_2 \rangle\rangle$, es claro que (por definición de forma argumental) tanto $\langle\langle A_1, h_1 \rangle\rangle$ como $\langle\langle A_2, h_2 \rangle\rangle$ pueden involucrar literales no básicos; afirmar que $\mathcal{K} \cup \{h_1(\vec{X}), h(\vec{Y})\} \vdash \perp$ será por lo general imposible; puede suceder que $\mathcal{K}\ \{h_1(\vec{c_1}), h(\vec{c_2})\} \vdash \perp$, mientras que $\mathcal{K}\ \{h_1(\vec{c_2}), h(\vec{c_3})\} \not\vdash \perp$ (considérense en tal sentido los casos presentados en el ejemplo 3.5 en la sección 3).

Sin embargo, puede garantizarse que cada vez que se construye un contraargumento $\langle A_2, h_2 \rangle$ para un argumento $\langle A_1, h_1 \rangle$ dado, con punto de contraargumentación h, el conjunto A_2 también es un argumento para $\neg h$, esto es, para el *complemento* de h. Equivalentemente puede afirmarse que al contar con dos argumentos tal que uno *contraargumenta* (y eventualmente derrota) al otro, se cuenta simultáneamente con argumentos para dos literales básicos complementarios h y $\neg h$. Esta situación nos permite establecer la siguiente proposición, que vincula entre sí la relación de contraargumentación entre dos argumentos $\langle A_1, h_1 \rangle$ y $\langle A_2, h_2 \rangle$ con la existencia de literales complementarios en dos formas argumentales.

PROPOSICIÓN **4.1** Sea $\langle\langle A, h \rangle\rangle$ una forma argumental, y sea $\langle A', h(\vec{c}) \rangle$ un argumento sustentado en $\langle\langle A, h \rangle\rangle$, tal que existe un contraargumento $\langle B', h_2(\vec{c_2}) \rangle$ de $\langle A', h(\vec{c}) \rangle$, con punto de contraargumentación $h_1(\vec{c_1})$. Entonces existe una forma argumental $\langle\langle B, \neg h_1(\vec{Y}) \rangle\rangle$, tal que $\langle\langle B, \neg h_1(\vec{Y}) \rangle\rangle$ sustenta a $\langle B', \neg h_1(\vec{c_1}) \rangle$. $\square$

Utilizaremos esta proposición para definir la noción de *forma contraargumental* y la relación de *conflicto* entre formas argumentales de la siguiente manera:

DEFINICIÓN **4.1** (*Forma contraargumental. Relación de conflicto. Punto de conflicto*). Sean $h_1(t_1, \ldots t_k)$ y $h_2(t'_1 \ldots t'_j)$ literales en $Literals(\mathcal{L})$. Dadas dos formas argumentales $\langle\langle A_1, h_1 \rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2 \rangle\rangle$, diremos que $\langle\langle A_1, h_1 \rangle\rangle$ es una *forma contraargumental* para $\langle\langle A_2, h_2 \rangle\rangle$ si y solo si existe una forma argumental $\langle\langle S, h(t'_1 \ldots t'_j) \rangle\rangle$, $S \subseteq A_2$, tal que h_1 y h son literales complementarios.

Se dirá también que $\langle\langle A_1, h_1 \rangle\rangle$ está *en conflicto* con $\langle\langle A_2, h_2 \rangle\rangle$. El literal $h(t'_1 \ldots t'_j)$ será denominado *punto de conflicto*. $\square$

Una vez obtenida una forma argumental $\langle\langle A, h \rangle\rangle$, podremos encontrar todas sus formas contraargumentales asociadas a partir de los consecuentes de las reglas rebatibles y no-rebatibles usadas para probar h. Para cada consecuente h_i en A se intentará construir una forma contraargumental utilizando como conclusión la negación del consecuente, *i.e.*, $\neg h_i$.

[3] La demostración de los lemas y proposiciones presentadas en este trabajo puede verse en [Che96].

Ejemplo **4.1** Considérese la estructura lógica rebatible tal como fuera definida en el ejemplo 2.1, y sea $\mathcal{K}_P$ el conjunto definido en el ejemplo 3.2. Entonces pueden formarse las siguientes formas argumentales:

• La forma argumental A_1 para $garante\_acep(Y, X)$, con

$$\begin{aligned} A_1 \;=\; & \{garante\_prop(Y, X) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y, X), \\ & tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \succ\!\!- es\_solvente(Y)\} \end{aligned}$$

• La forma argumental A_2 para $garante\_acep(Y, carlos)$, con

$$\begin{aligned} A_2 \;=\; & \{garante\_prop(Y, carlos) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y, carlos), \\ & tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \succ\!\!- es\_solvente(Y)\} \end{aligned}$$

• La forma argumental B_1 para $\neg es\_solvente(Y)$, con

$$B_1 = \{tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \wedge es\_deudor\_fiscal(Y) \succ\!\!- \neg es\_solvente(Y)\}$$

• La forma argumental B_2 para $\neg es\_solvente(alcapone)$, con

$$B_2 = \{tiene\_tarjeta\_crédito(alcapone) \wedge es\_deudor\_fiscal(alcapone) \succ\!\!- \neg es\_solvente(alcapone)\}$$

Entonces, por definición 4.1, resulta que $\langle\!\langle B_1, \neg es\_solvente(Y)\rangle\!\rangle$ está en conflicto con $\langle\!\langle A_1, garante\_acep(Y, X)\rangle\!\rangle$; $\langle\!\langle B_1, \neg es\_solvente(Y)\rangle\!\rangle$ está en conflicto con $\langle\!\langle A_2, garante\_acep(Y, carlos)\rangle\!\rangle$; $\langle\!\langle B_2, \neg es\_solvente(alcapone)\rangle\!\rangle$ *no* está en conflicto con $\langle\!\langle A_1, garante\_acep(Y, X)\rangle\!\rangle$. $\square$

5 Arbol aceptable de formas argumentales

Siguiendo la analogía con las definiciones de *MTDR*, en nuestra generalización definiremos un *árbol de formas argumentales* utilizando las nociones de *forma argumental*, y de la relación de *conflicto* entre formas argumentales.[4] La definición de forma de árbol dialéctico se corresponderá directamente con la definición de árbol dialéctico, excepto que la relación de *derrota* entre argumentos es reemplazada por la relación de *conflicto* entre formas argumentales.

Definición **5.1** (*Arbol de formas argumentales*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ un forma argumental. Un *árbol de formas argumentales* para $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$, denotado $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$, se define recursivamente como sigue:

1. Si $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ es una forma argumental que no tiene formas contraargumentales asociadas, entonces el árbol $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$ que tiene como único nodo a $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ es una árbol de formas argumentales para $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$. El nodo $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ corresponde a la raíz del árbol $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$.
2. Sea $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ una forma argumental cuyas formas contraargumentales asociadas son $\langle\!\langle A_1, h_1\rangle\!\rangle$, $\langle\!\langle A_2, h_2\rangle\!\rangle$, $\ldots$, $\langle\!\langle A_n, h_n\rangle\!\rangle$. El árbol de formas argumentales $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$ puede obtenerse colocando a $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ como nodo raíz de $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$, y haciendo que este nodo sea el nodo padre de las raíces de los árboles de formas argumentales $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A_1,\, h_1\rangle\!\rangle}$, $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A_2,\, h_2\rangle\!\rangle}$, $\ldots$, $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A_n,\, h_n\rangle\!\rangle}$.

[4] Excluiremos la noción de *derrota* de nuestra generalización; las razones para ello se detallan en [Che96].

□

A fin de prevenir argumentación falaz, debemos introducir la definición de *árbol aceptable de formas argumentales*. Debe recordarse que un *árbol dialéctico aceptable* estaba formado únicamente por *líneas de argumentación aceptables* (def. A.8). Este concepto se hará extensivo a los árboles aceptables de formas argumentales, a través de las definiciones que se presentan más abajo. Como convención, los operadores y conjuntos distinguidos asociados a las formas argumentales poseen nombres análogos a aquellos definidos para argumentos, pero prefijados con la letra F.

DEFINICIÓN **5.2** (*Línea de formas argumentales $F\lambda$ en $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$*). Sea $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$ una forma argumental, y $\mathcal{T}_{\langle\langle A_0,\, h_0\rangle\rangle}$ su árbol de formas argumentales asociado. Todo camino $F\lambda$ en $\mathcal{T}_{\langle\langle A_0,\, h_0\rangle\rangle}$ desde la raíz $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$ a una hoja $\langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle$, notado $F\lambda = [\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle, \langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle, \ldots, \langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle]$ es una *línea de formas argumentales* (o simplemente *línea argumental*) para $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$.

□

Nótese que en una línea de formas argumentales $F\lambda = [\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle, \langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle, \ldots, \langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle]$ se cumple que $\langle\langle A_{i+1}, h_{i+1}\rangle\rangle$ es una forma contraargumental para $\langle\langle A_i, h_i\rangle\rangle$, con $i = 0 \ldots n-1$.

DEFINICIÓN **5.3** (*Formas argumentales de soporte e interferencia*). Sea $\mathcal{T}_{\langle\langle A_0,\, h_0\rangle\rangle}$ un árbol de formas argumentales, y sea $F\lambda = [\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle, \langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle, \ldots, \langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle]$ una línea de formas argumentales para $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$. Entonces todo $\langle\langle A_i, h_i\rangle\rangle$ en $F\lambda$ puede etiquetarse como forma argumental *de soporte* o *de interferencia*, de acuerdo al siguiente criterio: a) $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$ es una forma argumental de *soporte* en $F\lambda$, y; b) Si $\langle\langle A_i, h_i\rangle\rangle$ es una forma argumental de *soporte* (interferencia) en $F\lambda$, entonces $\langle\langle A_{i+1}, h_{i+1}\rangle\rangle$ será una forma argumental de *interferencia* (soporte) en $F\lambda$.

Denotaremos como $S_{F\lambda}$ ($I_{F\lambda}$) al conjunto de todos las formas argumentales de soporte (interferencia) en la línea argumental $F\lambda$. □

A fin de caracterizar una línea de formas argumentales como *aceptable*, debe tenerse presente la noción de argumentos *concordantes* (recuérdese que dos argumentos $\langle A_1, h_1\rangle$ y $\langle A_2, h_2\rangle$ se dicen concordantes si $\mathcal{K} \cup A_1 \cup A_2 \not\mid\!\sim \bot$). En una estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ no es posible manejar inconsistencia de igual manera, dado que los literales que aparecen en las formas argumentales no son necesariamente básicos, y que dichas formas argumentales se construyen prescindiendo de $\mathcal{K}_P$. Introduciremos entonces una noción que nos permitirá determinar cuándo dos formas argumentales $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ no pueden sustentar argumentos $\langle A_1\theta, h_1\theta\rangle$ y $\langle A_2\theta, h_2\theta\rangle$ que sean concordantes entre sí. En tal caso se dirá que las formas argumentales $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ son *incompatibles*. Formalmente:

DEFINICIÓN **5.4** (*Formas argumentales compatibles*). Dos formas argumentales $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ son *compatibles* si y solo si no contienen literales complementarios, *i.e.*, no existen formas subargumentales $\langle\langle S_1, p\rangle\rangle$ y $\langle\langle S_2, \neg p\rangle\rangle$, donde $\langle\langle S_1, p\rangle\rangle \subseteq \langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle S_2, \neg p\rangle\rangle \subseteq \langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$.

Si las formas argumentales $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ no son *compatibles*, se dirá que son *incompatibles*. Esta situación se notará abreviadamente como $\mathcal{K}_G \cup\ \mathcal{P}\ \cup\ A_1 \cup\ A_2 \mid\!\sim_{\text{FP}} \bot$.

Dado S={ $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$, $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$, ..., $\langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle$ }, se dirá que S es un conjunto *incompatible* de formas argumentales (denotado $\mathcal{K}_G \cup\ \mathcal{P}\ \cup\ S \mid\!\sim_{\text{FP}} \bot$) si y solo si existen al menos dos formas argumentales $\langle\langle A_i, h_i\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_j, h_j\rangle\rangle$ en S tal que $\mathcal{K}_G \cup\ \mathcal{P}\ \cup\ A_i \cup\ A_j \mid\!\sim_{\text{FP}} \bot$. □

La definición anterior permite caracterizar una propiedad esperable entre formas argumentales y contraargumentales, cuya demostración es directa a partir de las definiciones 4.1 y 5.4.

Proposición 5.1 Sean $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ formas argumentales, tales que $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ está en conflicto con $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$. Entonces $\langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle$ y $\langle\langle A_2, h_2\rangle\rangle$ son incompatibles. □

Definición 5.5 (*Línea aceptable de formas argumentales en $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$*). Sea $\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle$ una forma argumental, y sea $\mathcal{T}_{\langle\langle A_0,\, h_0\rangle\rangle}$ su árbol de formas argumentales asociado. Una línea de formas argumentales $F\lambda$= $[\langle\langle A_0, h_0\rangle\rangle, \langle\langle A_1, h_1\rangle\rangle, \ldots, \langle\langle A_n, h_n\rangle\rangle]$ en $\mathcal{T}_{\langle\langle A_0,\, h_0\rangle\rangle}$ se denominará *aceptable* si y solo si a) El conjunto de todas las formas argumentales de soporte (interferencia) en $F\lambda$ es *compatible*, *i.e.*, se verifica que

$$\mathcal{K}_G \cup \mathcal{P} \cup S_{F\lambda} \not\vdash_{\mathrm{FP}} \perp \text{y } \mathcal{K}_G \cup \mathcal{P} \cup I_{F\lambda} \not\vdash_{\mathrm{FP}} \perp$$

b) No existen ciclos en $F\lambda$, *i.e.*, si $\langle\langle A_i, h_i\rangle\rangle$ está en conflicto con $\langle\langle B, j\rangle\rangle$ con punto de contraargumentación h, entonces la forma subargumental $\langle\langle S, h\rangle\rangle \subseteq \langle\langle B, j\rangle\rangle$ no aparece nuevamente como argumento en $F\lambda$. □

Nótese que la definición precedente es análoga a la definición A.8, adaptada convenientemente para aplicarla sobre formas argumentales. Asimismo, para que un árbol de formas argumentales sea *aceptable*, se exigirá que todas sus líneas argumentales sean aceptables. Las formas argumentales que integren dichas líneas argumentales se denominarán formas argumentales aceptables. Formalmente:

Definición 5.6 (*Arbol aceptable de formas argumentales*). Sea $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ una forma argumental, y sea $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ su árbol de formas argumentales asociado. El árbol $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ se dirá *aceptable* si y solo si cada línea argumental $F\lambda$ en $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ es aceptable. □

Definición 5.7 (*Forma argumental aceptable*). Sea $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ una forma argumental, y sea $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ su árbol aceptable de formas argumentales asociado. Una forma argumental $\langle\langle B, j\rangle\rangle$ se dirá *aceptable* en $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ si y solo si $\langle\langle B, j\rangle\rangle$ aparece en alguna línea argumental aceptable de $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$. □

Dado una forma argumental $\langle\langle A, h\rangle\rangle$, la construcción de un árbol aceptable de formas argumentales $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ puede realizarse a través del algoritmo recursivo ConstruirFormaDeArbol. Nótese que la verificación de la aceptabilidad de las líneas argumentales involucradas en $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ se realiza a medida que se obtienen nuevas formas argumentales.

Seguidamente se ilustrará el proceso de construcción de un árbol aceptable de formas argumentales utilizando la estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ del ejemplo referido a otorgamiento de créditos bancarios.

Ejemplo 5.1 Considérese la estructura lógica extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ correspondiente al ejemplo 2.1. A partir del mismo puede construirse una forma argumental $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X)\rangle\rangle$ donde

$$\begin{aligned} A \;=\; \{ & garante\_acep(Y,X) \wedge tiene\_buenos\_ingresos(X) \succ\!\!- otorgar\_crédito(X), \\ & garante\_prop(Y,X) \wedge es\_solvente(Y) \succ\!\!- garante\_acep(Y,X), \\ & tiene\_tarjeta\_crédito(Y) \succ\!\!- es\_solvente(Y), \\ & es\_profesional(X) \succ\!\!- es\_trabajador\_activo(X), \\ & es\_trabajador\_activo(X) \succ\!\!- tiene\_buenos\_ingresos(X)\} \end{aligned}$$

ALGORITMO **5.1** ConstruirArbolDeFormas
INPUT: $h \equiv h(t_1, \ldots, t_n) \in Literals(\mathcal{L})$
OUTPUT: $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$ (si existe)
Si existe $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ según def. 3.5
  entonces
    Colocar $\langle\langle A, h\rangle\rangle$ como raíz de $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$
    Sea S=$\{h_1, h_2, \ldots, h_k\}$ el conjunto de consecuentes en $\langle\langle A, h\rangle\rangle$
    Para cada $h_i \equiv h(t_1^i, \ldots, t_n^i) \in S$
      Si existe forma argumental aceptable $\langle\langle A_i, \neg h(t_1^i, \ldots, t_n^i)\rangle\rangle$ **y**
      $\langle\langle A_i, \neg h(t_1^i, \ldots, t_n^i)\rangle\rangle$ está en conflicto
      con la forma argumental $\langle\langle A, h\rangle\rangle$
        entonces
          ConstruirArbolDeFormas con dato de entrada $\neg h(t_1^i, \ldots, t_n^i)$
          obteniendo como resultado $\mathcal{T}_{\langle\langle A_i,\, \neg h(t_1^i,\, \ldots,\, t_n^i)\rangle\rangle}$.
          Colocar $\mathcal{T}_{\langle\langle A_i,\, \neg h(t_1^i,\, \ldots,\, t_n^i)\rangle\rangle}$ como subárbol inmediato
          de $\langle\langle A_i, \neg h(t_1^i, \ldots, t_n^i)\rangle\rangle$.
        sino
          No existe $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, h\rangle\rangle}$.

Figura 2: Algoritmo para obtener un árbol aceptable de formas argumentales

La forma argumental $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X)\rangle\rangle$ tiene asociadas las formas contraargumentales $\langle\langle B_1, \neg es\_trabajador\_activo(X)\rangle\rangle$, $\langle\langle B_2, \neg es\_solvente(Y)\rangle\rangle$, $\langle\langle B_3, \neg garante\_acep(Y)\rangle\rangle$, $\langle\langle B_4, \neg trabajador\_activo(X)\rangle\rangle$ y $\langle\langle B_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(X)\rangle\rangle$, donde

$$\begin{aligned}
B_1 &= \{es_desocupado(X) {\rightarrow} \neg es_trabajador_activo(X)\}\\
B_2 &= \{es_estafador(Y) {\rightarrow} \neg es_solvente(Y)\}\\
B_3 &= \{es_solvente(Y) \wedge es_sospechoso(Y) \succ\!\!- \neg garante_acep(Y, X),\\
&\quad denunciado_por_corrupción(Y) \succ\!\!- es_sospechoso(Y),\\
&\quad tiene_tarjeta_crédito(Y) \succ\!\!- es_solvente(Y)\}\\
B_4 &= \{es_profesional(X) \wedge es_jubilado(X) \succ\!\!- \neg trabajador_activo(X)\}\\
B_5 &= \{es_docente(X) \succ\!\!- \neg tiene_buenos_ingresos(X)\}
\end{aligned}$$

La forma argumental $\langle\langle B_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(X)\rangle\rangle$ tiene a su vez una forma contraargumental $\langle\langle C_1, tiene\_buenos\_ingresos(X)\rangle\rangle$, con

$$\begin{aligned}
C_1 &= \{es_docente(X) \succ\!\!- es_trabajador_activo(X),\\
&\quad es_trabajador_activo(X) \succ\!\!- tiene_buenos_ingresos(X)\}
\end{aligned}$$

La forma argumental $\langle\langle B_3, \neg garante\_acep(Y, X)\rangle\rangle$ tiene también a su vez una forma contraargumental $\langle\langle C_2, \neg es\_sospechoso(Y)\rangle\rangle$, con

$$C_2 = \{denunciado\_por\_corrupción(Y) \wedge sin\_causas\_penales(Y) \succ\!\!- \neg es\_sospechoso(Y)\}$$

Nótese que la forma argumental $\langle\langle S, es\_trabajador\_activo(X)\rangle\rangle$, con

$$\begin{aligned}
S &= \{es_profesional(X) \succ\!\!- es_trabajador_activo(X),\\
&\quad es_trabajador_activo(X) \succ\!\!- tiene_buenos_ingresos(X)\}
\end{aligned}$$

no puede usarse como forma contraargumental para $\langle\!\langle B_4, \neg es\_trabajador\_activo(X)\rangle\!\rangle$, puesto que $\langle\!\langle S, es\_trabajador\_activo(X)\rangle\!\rangle \subseteq \langle\!\langle A, otorgar\_crédito(X)\rangle\!\rangle$, y de utilizarse $\langle\!\langle S, es\_trabajador\_activo(X)\rangle\!\rangle$ la línea argumental resultante no sería aceptable (existiría argumentación circular). $\square$

En la siguiente sección se analizará cómo modelar el proceso de obtención de justificaciones a partir de árboles aceptables de formas argumentales.

6 Obtención de justificaciones

Resta incorporar nuestro formalismo el concepto central del sistema *MTDR*, la noción de *justificación*. En *MTDR*, un argumento $\langle A, h\rangle$ constituye una justificación si resulta rotulado como nodo no derrotado dentro del árbol dialéctico aceptable $\mathcal{T}_{\langle A,\, h\rangle}$ (ver defs. A.12 y A.11). Naturalmente, no podremos especificar *a priori* si una forma argumental está "justificada" o no sin hacer referencia a los hechos básicos provistos por el conjunto $\mathcal{K}_P$. Para diferentes conjuntos $\mathcal{K}_P$ resultarán distintas *instancias* de árbol aceptable de formas argumentales $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h\rangle\!\rangle}$. A través de dichas instancias logrará capturarse el proceso de obtención de justificaciones.

6.1 Instancias de un árbol aceptable de formas argumentales

A continuación se presentarán las pautas sobre las cuales se llevará a cabo el proceso de obtención de justificaciones a partir de una estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$.

1. Se asume que la estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ modela el conocimiento de un agente inteligente $\mathcal{A}$.

2. Dado un literal $h(t_1, \ldots t_k) \in Literals(\mathcal{L})$, donde cada t_i es una constante o una variable en $\mathcal{L}$, las definiciones precedentes permiten construir un árbol aceptable de formas argumentales para $\langle\!\langle A, h(t_1, \ldots t_k)\rangle\!\rangle$, (*i.e.* $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h(t_1,\, \ldots\, t_k)\rangle\!\rangle}$) a partir de la información presente en $\mathcal{K}_G$, Δ y $\mathcal{P}$.

3. Dado un conjunto $\mathcal{K}_P$ de literales básicos, para determinar si el literal básico $h(c_1, \ldots, c_k)$ (obtenido a partir de $h(t_1, \ldots, t_k)$ mediante una sustitución θ) está *justificado*, se analizarán cuáles son los argumentos sustentados en las formas argumentales que aparezcan como nodos de $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h(t_1,\, \ldots\, t_k)\rangle\!\rangle}$. Con este fin se propagará la sustitución θ tan profundamente como sea posible dentro de la estructura $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\, h(t_1,\, \ldots\, t_k)\rangle\!\rangle}$. Eventualmente como resultado se obtendrá un árbol dialéctico aceptable $\mathcal{T}_{\langle A\theta,\, h\theta\rangle}$ para $\langle A\theta, h\theta\rangle$. Los nodos de $\mathcal{T}_{\langle A\theta,\, h\theta\rangle}$ podrán rotularse como nodos U o nodos D, siguiendo el procedimiento convencional especificado en la definición A.11.

El proceso para determinar cómo obtener un árbol dialéctico para $\langle A\theta, h\theta\rangle$ a partir de un árbol de formas argumentales $\langle\!\langle A, h\rangle\!\rangle$ está caracterizado a través del algoritmo de la figura 3. A continuación se ejemplifica el proceso de instanciar un árbol aceptable de formas argumentales para obtener un árbol dialéctico aceptable.

ALGORITMO **6.1** InstanciarArbolDeFormasArgumentales
INPUT: $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\,h\rangle\!\rangle}$, donde $h \equiv h(t_1,\ldots,t_n) \in Literals(\mathcal{L})$,
y θ es una sustitución básica.
OUTPUT: $\mathcal{T}_{\langle A\theta,\,h\theta\rangle}$ (si existe), y un rótulo R
Si $\langle\!\langle A,h\rangle\!\rangle$ sustenta $\langle A\theta,h\theta\rangle$ via θ
entonces
Sea S el conjunto de subárboles inmediatos de $\mathcal{T}_{\langle\!\langle A,\,h\rangle\!\rangle}$,
$S = \{\ \mathcal{T}_{\langle\!\langle A_1,\,h_1\rangle\!\rangle},\ \mathcal{T}_{\langle\!\langle A_2,\,h_2\rangle\!\rangle},\ \ldots,\ \mathcal{T}_{\langle\!\langle A_n,\,h_n\rangle\!\rangle}\ \}$
Si $S = \emptyset$
entonces
$\mathcal{T}_{\langle A\theta,\,h\theta\rangle}$ tiene a $\langle A\theta,h\theta\rangle$ como único nodo.
Rotular $\langle A\theta,h\theta\rangle$ con $R = U$.
sino
Para cada $\langle\!\langle A_i,h_i\rangle\!\rangle \in S$
donde h_i tiene la forma $h_i(t_1^i,t_2^i,\ldots,t_n^i)$
Sea $p_i(c_1^i,c_2^i,\ldots,c_k^i)$ el literal de contraargumentación en $\langle A\theta,h\theta\rangle$.
Llevar a cabo InstanciarFormaDeArbol con datos de entrada $\langle\!\langle A_i,h_i\rangle\!\rangle$ y $\theta' = t_j^i/c_j^i$, $j = 1\ldots k$.
El resultado obtenido será $\mathcal{T}_{\langle A_i\theta',\,h_i\theta'\rangle}$, con rótulo R_i.
Sea $S\theta = \bigcup_{i=1}^{n}\{\mathcal{T}_{\langle A_i\theta_i,\,h_i\theta_i\rangle}\}$
Si
existe al menos un $\mathcal{T}_{\langle A_i\theta_i,\,h_i\theta_i\rangle}$ con raíz $\langle A_i\theta_i,h_i\theta_i\rangle$ y rótulo $R_i{=}U$
y $\langle A_i\theta',h_i\theta'\rangle$ es derrotador aceptable de $\langle A\theta,h\theta\rangle$
entonces
Rotular $\langle A\theta,h\theta\rangle$ con $R{=}D$
sino
Rotular $\langle A\theta,h\theta\rangle$ con $R{=}U$
sino { *i.e.*,$\langle\!\langle A,h\rangle\!\rangle$ *no sustenta al argumento* $\langle A\theta,h\theta\rangle$}
No existe $\mathcal{T}_{\langle A\theta,\,h\theta\rangle}$.

Figura 3: Algoritmo para instanciar un árbol de formas argumentales

EJEMPLO **6.1** Considérese la estructura lógica rebatible extendida presentada en el ejemplo 2.1, construído a partir del ejemplo 5.1. Sea $\mathcal{K}_P$ el conjunto de hechos particulares especificado en el ejemplo 3.2, *i.e.*,

$$\begin{aligned}\mathcal{K}_P \;=\; \{&es\_profesional(juan), es\_profesional(jose),\\ &es\_profesional(pedro), es\_desocupado(pedro),\\ &es\_profesional(carlos), es\_docente(carlos), garante\_prop(rotschild, carlos),\\ &garante\_prop(alcapone, juan), garante\_prop(gates, jose)\\ &garante\_prop(rotschild, pedro), tiene\_tarjeta\_crédito(alcapone),\\ &tiene\_tarjeta\_crédito(rotschild), tiene\_tarjeta\_crédito(gates),\\ &es\_estafador(alcapone)\}\end{aligned}$$

Supongamos que a partir de esta información básica, se desea determinar si existe una justificación para otorgar un crédito bancario a $carlos$, quien es profesional, es docente, y propone como garante a $rotschild$, *i.e.*, se desea determinar si existe un argumento $\langle A, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$ a partir de la información provista por $\mathcal{K}$ y Δ que constituya una justificación. Aplicando el algoritmo InstanciarArbolDeFormasArgumentales (figura 3), el proceso resultante sería el siguiente:

1. Sea θ la sustitución $\{X/carlos, Y/rotschild\}$. Entonces la forma argumental $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X) \rangle\rangle$ sustenta al argumento $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$.

2. Se analizan ahora las formas contraargumentales para $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X) \rangle\rangle$. Estas son:
$\langle\langle B_1, \neg es\_trabajador\_activo(X) \rangle\rangle$, $\langle\langle B_2, \neg es\_solvente(Y) \rangle\rangle$, $\langle\langle B_3, \neg garante\_acep(Y, X) \rangle\rangle$, $\langle\langle B_4, \neg trabajador\_activo(X) \rangle\rangle$ y $\langle\langle B_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(X) \rangle\rangle$

3. La forma argumental

$$\langle\langle B_1, \neg es\_trabajador\_activo(X) \rangle\rangle$$

tiene como punto de conflicto asociado el literal $es\_trabajador\_activo(X)$ en $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X) \rangle\rangle$; dicho literal fue instanciado como $es\_trabajador\_activo(carlos)$ al obtener $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$. Luego se utilizará la sustitución básica $\theta_1 = \{X/carlos\}$ sobre $\langle\langle B_1, \neg es\_trabajador\_activo(X) \rangle\rangle$, para determinar si esta forma argumental sustenta un argumento; puede verse que $B_1\theta_1$ no es argumento para $\neg es\_trabajador\_activo(carlos)$, puesto que $desocupado(carlos) \notin \mathcal{K}_P$.

4. La forma argumental $\langle\langle B_2, \neg es\_solvente(Y) \rangle\rangle$ tiene como punto de conflicto al literal $es\_solvente(Y)$ en $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X) \rangle\rangle$; dicho literal fue instanciado como $es\_solvente(rotschild)$ al obtener $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$. Luego se utilizará la sustitución básica $\theta_2 = \{Y/rotschild\}$ sobre $\langle\langle B_2, \neg es\_solvente(Y) \rangle\rangle$, para determinar si esta forma argumental sustenta un argumento para $\neg es\_solvente(rotschild)$. Análogamente al caso anterior, $B_2\theta_2$ no es argumento para $\neg es\_solvente(rotschild)$.

5. Un razonamiento análogo a los dos casos anteriores se aplica para la forma argumental $\langle\langle B_3, \neg garante\_acep(Y, X) \rangle\rangle$ y para la forma argumental $\langle\langle B_4, \neg trabajador\_activo(X) \rangle\rangle$.

6. La forma argumental $\langle\langle B_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(X) \rangle\rangle$, con $B_5 = \{\ es\_docente(X) \succ\!\!- \neg tiene\_buenos\_ingresos(X)\ \}$ está en conflicto con la forma argumental $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X) \rangle\rangle$ y su punto de conflicto asociado es $tiene\_buenos\_ingresos(X)$; dicho literal fue instanciado en $tiene\_buenos\_ingresos(carlos)$ al obtener $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$. Luego se utilizará la sustitución básica $\theta_5 = \{X/carlos\}$ para obtener el argumento $\langle B_5\theta_5, tiene\_buenos\_ingresos(carlos) \rangle$. Este es un argumento que constituye un derrotador aceptable de $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos) \rangle$.

7. La forma argumental $\langle\langle B_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(X) \rangle\rangle$ sustenta a $\langle B_5\theta_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(carlos) \rangle$, y tiene asociada la forma contraargumental $\langle\langle C_1, tiene\_buenos\_ingresos(X) \rangle\rangle$. Siguiendo el razonamiento aplicado anteriormente, se analizará si la sustitución $\theta' = \{X/carlos\}$ sustenta un argumento a partir de esta última forma argumental. En efecto, $C_1\theta'$ es un argumento para $tiene\_buenos\_ingresos(carlos)$,

y es un contraargumento aceptable para $\langle B_5\theta_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(carlos)\rangle$, pero no derrota a este último, pues es menos específico.

8. Como resultado final de nuestro análisis, hemos determinado que el argumento $\langle B_5\theta_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(carlos)\rangle$ tiene un único contraargumento aceptable asociado, que es menos específico. Luego $\langle B_5\theta_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(carlos)\rangle$ es rotulado como nodo U.
   El argumento $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos)\rangle$ tiene al argumento $\langle B_5\theta_5, \neg tiene\_buenos\_ingresos(carlos)\rangle$ como único contaargumento aceptable asociado. Este último está rotulado como U; luego $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos)\rangle$ es rotulado como D. En consecuencia, por definición A.12, el argumento $\langle A\theta, otorgar\_crédito(carlos)\rangle$ no es una justificación.

□

Ejemplo **6.2** Considérese la estructura lógica rebatible extendida $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ definida en el ejemplo 6.1, y supóngase ahora que se quiere decidir el otorgamiento de un crédito a $jose$, quien propone como garante a $gates$. A partir de la sustitución $\theta = \{X/jose, Y/gates\}$, resulta que

$$\begin{aligned} A\theta \;=\; \{ & garante\_acep(gates, jose) \wedge tiene\_buenos\_ingresos(jose) \succ\!\!- otorgar\_crédito(jose), \\ & garante\_prop(gates, jose) \wedge es\_solvente(gates) \succ\!\!- garante\_acep(gates, jose), \\ & tiene\_tarjeta\_crédito(gates) \succ\!\!- es\_solvente(gates), \\ & es\_profesional(jose) \succ\!\!- es\_trabajador\_activo(jose), \\ & es\_trabajador\_activo(jose) \succ\!\!- tiene\_buenos\_ingresos(jose)\} \end{aligned}$$

es un argumento para $otorgar\_crédito(jose)$. Ninguno de las formas contraargumentales asociadas a $\langle\!\langle A, otorgar\_crédito(X)\rangle\!\rangle$ sustenta argumentos. En consecuencia, $A\theta$ es una justificación para $otorgar\_crédito(jose)$. □

6.2 Estructuras dialécticas

Dado un literal $h \in Literals(\mathcal{L})$, pueden existir varias formas argumentales para h, cada una de las cuales tendrá asociado su árbol aceptable de formas argumentales. El conjunto de *todos* los árboles aceptables de formas argumentales asociados a un literal h dado constituye una foresta, que se denominará *estructura dialéctica* para h. Si h es un literal cualquiera, $h \in Literals(\mathcal{L})$, la estructura dialéctica de h subsume *todos los árboles dialécticos aceptables posibles que pueden obtenerse para un literal básico $h\theta$ para cualquier conjunto $\mathcal{K}_P$ de información básica y cualquier sustitución básica θ.* Formalmente:

Definición **6.1** (*Estructura dialéctica*). Sea $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$ una estructura lógica rebatible extendida, y sea $h \in Literals(\mathcal{L})$. Se denominará *estructura dialéctica* para h, denotada $\mathcal{ED}(h)$, al conjunto de todos los árboles aceptables de formas argumentales para h, esto es

$$\mathcal{ED}(h) \;=\; \bigcup_{i \in I} \{\mathcal{T}_{\langle\!\langle A_i,\, h\rangle\!\rangle}\}$$

donde I denota un conjunto de índices. □

7 Resolución de consultas en $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$

El formalismo de representación de conocimiento que se ha presentado en las secciones precedentes permite resolver consultas para una instancia particular de un literal h (a partir de información contenida en $\mathcal{K}_P$ y de la estructura dialéctica $\mathcal{ED}(h)$) utilizando el mecanismo de inferencia de *MTDR*. El conjunto $\mathcal{K}_P$ puede variar, incorporando o eliminando hechos básicos, sin que esto afecte las estructuras dialécticas computadas a partir de $(\mathcal{K}, \Delta, \mathcal{P})$. Seguidamente se presentan algunos ejemplos que muestran la interacción entre estructuras dialécticas y la información básica en $\mathcal{K}_P$.

EJEMPLO **7.1** (*Incorporación de nuevos literales en* $\mathcal{K}_P$). El modelo refinado de *MTDR* permite también capturar el agregado o la remoción de literales básicos en $\mathcal{K}_P$. Las estructuras dialécticas computadas se mantienen invariantes. Considérese por ejemplo el conjunto $\mathcal{K}_P$ tal como se presentó en el ejemplo 3.2. Supóngase que esa es la información disponible por un banco en un momento del tiempo dado. De acuerdo a dicha información, el banco encontró que existía una justificación para otorgar crédito a *jose*, quien propone como garante a *gates* (véase ejemplo 6.2), *i.e.*, existe una justificación $\langle A\theta, otorgar\_crédito(jose)\rangle$.

Supóngase que se recibe la información de que *gates* fue denunciado por corrupción. Dicha información modificará la información básica en curso, resultando en un nuevo conjunto $\mathcal{K}_P{}'$, donde $\mathcal{K}_P{}' = \mathcal{K}_P \cup \{denunciado\_por\_corrupción(gates)\}$. Aplicando ahora el algoritmo de instanciación del árbol de formas argumentales $\mathcal{T}_{\langle\langle A,\, otorgar\_crédito(X)\rangle\rangle}$, *no* puede obtenerse una justificación para $otorgar\_crédito(jose)$ (pues existe argumento para $es\_sospechoso(gates)$, que constituye un derrotador para el argumento que sustenta $otorgar\_crédito(jose)$). Supóngase ahora que posteriormente arriba la información de que no hay causas penales abiertas contra *gates*, lo que hace sospechar de que las denuncias son malintencionadas. Entonces se obtendría un nuevo $\mathcal{K}_P{}''$, donde $\mathcal{K}_P{}'' = \mathcal{K}_P{}' \cup \{sin\_causas\_penales(gates)\}$

Ahora el argumento para $es\_sospechoso(gates)$ resulta a su vez derrotado, pues saber que no hay causas penales abiertas da información más específica, permitiendo arribar a la conclusión de que $\neg es\_sospechoso(gates)$. Luego $\langle\langle A, otorgar\_crédito(X)\rangle\rangle$ sustenta un argumento para $otorgar\_crédito(jose)$. $\square$

8 Conclusiones

En este trabajo se ha extendido el formalismo de representación de conocimiento y la maquinaria de inferencia de *MTDR*, a fin manipular información no básica. Se ha mostrado cómo esa noción permite computar estructuras dialécticas que permiten independizar el proceso de justificación de los hechos básicos contenidos en la base de conocimiento de un agente inteligente $\mathcal{A}$, cuyo razonamiento intentamos modelar.

Una estructura dialéctica para un literal no básico h solo debe construirse una única vez, y su construcción puede amortizarse por varias consultas, ya que puede aplicarse para resolver a todas las instancias básicas de h. Así, puede llevarse a cabo el análisis de formas argumentales en conflicto de manera independiente del contenido de $\mathcal{K}_P$. La determinación de si un argumento $\langle A', h(\vec{c})\rangle$ constituye una justificación puede llevarse a cabo elegantemente utilizando el algoritmo presentado en la figura 3, instanciando las formas argumentales presentes en cada árbol de formas argumentales asociado a $\mathcal{ED}(h(\vec{X}))$.

A El formalismo *MTDR*

En este apéndice se describirán sucintamente los conceptos básicos del formalismo *MTDR*. Para una descripción completa puede consultarse [SL92, Che96].

Representación de conocimiento: El conocimiento de un agente inteligente $\mathcal{A}$ se representa utilizando un lenguaje $\mathcal{L}$ de primer orden, más una relación binaria metalingüistica " $\succ\!\!-$ ", definida sobre $\mathcal{L}$ entre un conjunto de literales no básicos (antecedente) y un literal no básico (consecuente). Los miembros de esta relación binaria metalingüistica se denominan *reglas rebatibles*. La relación "$\alpha \succ\!\!- \beta$" expresa que "razones para creer en α proveen razones para creer en β." Se restringirá el lenguaje $\mathcal{L}$ a un subconjunto que involucra únicamente cláusulas Horn.

El conjunto $\mathcal{K}$ será un subconjunto finito de $\mathcal{L}$ que representa la parte no-rebatible del conocimiento de $\mathcal{A}$. Δ denota un conjunto finito de reglas rebatibles no básicas que representan información que $\mathcal{A}$ está dispuesto a aceptar como válida. Si $A \subseteq \Delta$, se denotará con $A^{\downarrow}$ al conjunto de todas las instancias básicas de miembros de A. El conjunto $\mathcal{K}$ puede particionarse en dos subconjuntos: $\mathcal{K}_G$ (conocimiento *general*) y $\mathcal{K}_P$ (conocimiento *particular* o *contingente*). Las sentencias en $\mathcal{K}_P$ serán literales básicos (*E.g.*: $vuela(\mathsf{tweety})$. Las sentencias en $\mathcal{K}_G$ serán implicaciones materiales de la forma $a_1, a_2, \ldots, a_k \rightarrow b$, *e.g.* $emu(X) \rightarrow pájaro(X)$. Las reglas rebatibles tienen la forma $a_1, a_2, \ldots, a_k \succ\!\!- b$, *e.g.* $pájaro(X) \succ\!\!- vuela(X)$.

Inferencia: Las definiciones A.1 a A.12 sintetizan la noción de inferencia en *MTDR*.

Definición **A.1** (*Consecuencia rebatible*). Sea Γ un subconjunto de $\mathcal{K} \cup \Delta^{\downarrow}$. Un literal básico h es una *consecuencia rebatible* de Γ, denotado $\Gamma \mathrel{|\!\!\sim} h$, sssi existe una secuencia finita $B_1, \ldots, B_n$ tal que $B_n = h$ y para $1 \leq i < n$, o bien $B_i \in \Gamma$, o bien B_i es una consecuencia directa de los elementos precedentes en la secuencia por aplicación de cualquier regla de inferencia de la teoría de primer orden asociada con el lenguaje $\mathcal{L}$. Las instancias básicas de las reglas rebatibles se consideran implicaciones materiales para la aplicación de reglas de inferencia. Se escribirá $\mathcal{K} \cup A \mathrel{|\!\!\sim} h$ para distinguir el conjunto A de reglas rebatibles utilizadas en la derivación a partir del conjunto $\mathcal{K}$. □

Definición **A.2** (*Argumento*). Dado un conjunto $\mathcal{K}$, un conjunto Δ de reglas rebatibles, y un literal básico $h \in \mathcal{L}$, se dice que un subconjunto A de $\Delta^{\downarrow}$ es una *estructura de argumento* (o simplemente *argumento*) para h (denotado $\langle A, h \rangle$) sssi: 1) $\mathcal{K} \cup A \mathrel{|\!\!\sim} h$, 2) $\mathcal{K} \cup A \not\mathrel{|\!\!\sim} \perp$ y 3) $\nexists A' \subset A$, $\mathcal{K} \cup A' \mathrel{|\!\!\sim} h$. Un *subargumento* de $\langle A, h \rangle$ es un argumento $\langle S, j \rangle$ tal que $S \subseteq A$. □

Definición **A.3** (*Contraargumento*). Dados dos argumentos $\langle A_1, h_1 \rangle$ y $\langle A_2, h_2 \rangle$, se dirá que $\langle A_1, h_1 \rangle$ *contraargumenta* $\langle A_2, h_2 \rangle$, denotado $\langle A_1, h_1 \rangle \overset{h}{\otimes\!\!\rightarrow} \langle A_2, h_2 \rangle$, sssi existe un subargumento $\langle A, h \rangle$ de $\langle A_2, h_2 \rangle$ tal que $\mathcal{K} \cup \{h_1, h_2\} \vdash \perp$. El literal h será denominado *literal de counterargumentación.* □

Definición **A.4** (*Derrota. Derrotador*). Dadas dos estructuras de argumento $\langle A_1, h_1 \rangle$ y $\langle A_2, h_2 \rangle$, diremos que $\langle A_1, h_1 \rangle$ *derrota* $\langle A_2, h_2 \rangle$ en el literal h, denotado $\langle A_1, h_1 \rangle \gg_{\mathbf{def}} \langle A_2, h_2 \rangle$, sssi existe un subargumento $\langle A, h \rangle$ de $\langle A_2, h_2 \rangle$ tal que: $\langle A_1, h_1 \rangle$ contraargumenta $\langle A_2, h_2 \rangle$ en el literal h y
(1). $\langle A_1, h_1 \rangle$ es *estrictamente más específico*[5] que $\langle A, h \rangle$, o bien (2). $\langle A_1, h_1 \rangle$ no está relacionado por especificidad con $\langle A, h \rangle$.
El literal h se denomina *punto de derrota.* Si $\langle A_1, h_1 \rangle \gg_{\mathbf{def}} \langle A_2, h_2 \rangle$, también diremos que $\langle A_1, h_1 \rangle$ es un *derrotador* para $\langle A_2, h_2 \rangle$. □

[5] La especificidad [SCG94] establece un orden parcial entre argumentos, y establece un orden de preferencia entre ellos.

Definición **A.5** (*Arbol dialéctico*). Un *árbol dialéctico* $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ para un argumento $\langle A, h\rangle$ se define recursivamente como sigue: a) Un único nodo que contiene una estructura de argumento $\langle A, h\rangle$ sin derrotadores es en si mismo un árbol dialéctico para $\langle A, h\rangle$. Este nodo es también la raíz del árbol; b) Sea $\langle A, h\rangle$ un argumento con derrotadores $\langle A_1, h_1\rangle$, $\langle A_2, h_2\rangle$, ..., $\langle A_n, h_n\rangle$. El árbol dialéctico $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$, se construye colocando a $\langle A, h\rangle$ como el nodo raíz de $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ y haciendo que este nodo sea el padre de las raíces de los árboles dialécticos para $\langle A_1, h_1\rangle$, $\langle A_2, h_2\rangle$, ..., $\langle A_n, h_n\rangle$. □

Definición **A.6** (*Línea de argumentación*). Sea $\langle A_0, h_0\rangle$ un argumento, y sea $\mathcal{T}_{\langle A_0,\,h_0\rangle}$ su árbol dialéctico asociado. Entonces todo camino λ en $\mathcal{T}_{\langle A_0,\,h_0\rangle}$ desde la raíz $\langle A_0, h_0\rangle$ a una hoja $\langle A_n, h_n\rangle$, denotado $\lambda = [\ \langle A_0, h_0\rangle, \langle A_1, h_1\rangle, \langle A_2, h_2\rangle, \ldots, \langle A_n, h_n\rangle]$, constituye una *línea de argumentación* o *línea argumentativa* en $\mathcal{T}_{\langle A_0,\,h_0\rangle}$. □

Definición **A.7** (*Argumentos de soporte e interferencia*).

Sea $\mathcal{T}_{\langle A_0,\,h_0\rangle}$ un árbol dialéctico, y sea $\lambda = [\ \langle A_0, h_0\rangle, \langle A_1, h_1\rangle, \langle A_2, h_2\rangle, \ldots, \langle A_n, h_n\rangle]$ una línea de argumentación para $\langle A_0, h_0\rangle$. Entonces todo $\langle A_i, h_i\rangle$ en λ puede etiquetarse como argumento *de soporte* o *de interferencia*, de acuerdo al siguiente criterio: a) $\langle A_0, h_0\rangle$ es un argumento de soporte en λ, y b) Si $\langle A_i, h_i\rangle$ es un argumento de soporte (interferencia) en λ, entonces $\langle A_{i+1}, h_{i+1}\rangle$ será un argumento de interferencia (soporte) en λ.
Denotaremos como S_λ (I_λ) al conjunto de todos los argumentos de soporte (interferencia) en λ. □

Definición **A.8** (*Línea de argumentación aceptable*). Sea λ= $[\langle A_0, h_0\rangle, \langle A_1, h_1\rangle, \langle A_2, h_2\rangle, \ldots, \langle A_n, h_n\rangle]$ una línea de argumentación. Diremos que λ es una *línea de argumentación aceptable* si y solo si se cumplen las siguientes propiedades:
a) **Concordancia:** Los argumentos de soporte (de interferencia) en λ son concordantes entre sí, *i.e.*, a1) $\mathcal{K} \cup A \not\vdash \perp$, donde $A = \cup_{i=1}^{n} A_i$, tal que $\langle A_i, h_i\rangle \in S_\lambda$ $(i = 1 \ldots n)$; a2) $\mathcal{K} \cup B \not\vdash \perp$, donde $B = \cup_{j=1}^{m} A_j$, tal que $\langle A_j, h_j\rangle \in I_\lambda$ $(j = 1 \ldots m)$.
b) **Contraargumentación progresiva:** Si $\langle A_2, h_2\rangle$ contraargumenta a $\langle A_1, h_1\rangle$, entonces para todo subargumento propio $\langle S, j\rangle$ de $\langle A_2, h_2\rangle$, no es el caso que $\langle A_1, h_1\rangle \otimes\!\!\rightarrow \langle S, j\rangle$.
c) **No circularidad:** Sea $\langle A_i, h_i\rangle$ un argumento en S_λ (I_λ). Entonces no existe un argumento $\langle A_j, h_j\rangle$ en I_λ (S_λ), tal que $i < j$ y $\langle A_i, h_i\rangle$ derrota a $\langle A_j, h_j\rangle$. □

Definición **A.9** (*Arbol dialéctico aceptable*). Sea λ= $[\langle A_0, h_0\rangle, \langle A_1, h_1\rangle, \langle A_2, h_2\rangle, \ldots, \langle A_n, h_n\rangle]$ una línea de argumentación aceptable. Entonces $\langle A_i, h_i\rangle$ es un *derrotador aceptable* para $\langle A_{i-1}, h_{i-1}\rangle$, $i = 2 \ldots n$. □

Definición **A.10** (*Arbol dialéctico aceptable*). Sea $\langle A, h\rangle$ un argumento. Un *árbol dialéctico aceptable* para $\langle A, h\rangle$, denotado $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$, se define recursivamente como sigue: a) Un único nodo con un argumento $\langle A, h\rangle$ sin derrotadores (propios o de bloqueo) es un árbol dialéctico aceptable para $\langle A, h\rangle$; b) Sea $\langle A, h\rangle$ un argumento con derrotadores $\langle A_1, h_1\rangle$, $\langle A_2, h_2\rangle$, ..., $\langle A_n, h_n\rangle$. (sean éstos propios o de bloqueo). El árbol dialéctico aceptable para $\langle A, h\rangle$, $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$, tendrá como raíz un nodo etiquetado como $\langle A, h\rangle$, y como subárboles inmediatos los árboles dialécticos aceptables para $\langle A_1, h_1\rangle$, $\langle A_2, h_2\rangle$, ..., $\langle A_n, h_n\rangle$, *i.e.*, $\mathcal{T}_{\langle A_1,\,h_1\rangle}$, $\mathcal{T}_{\langle A_2,\,h_2\rangle}$, ..., $\mathcal{T}_{\langle A_n,\,h_n\rangle}$. □

Definición **A.11** (*Nodos U y nodos D*). Sea $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ un árbol dialéctico para una estructura de argumento $\langle A, h\rangle$. Los nodos de $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ pueden etiquetarse recursivamente como *nodos no-derrotados* (nodos-U) y *nodos derrotados* (nodos-D) de la manera siguiente: a) Las hojas de $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ son *nodos-U*; b) Sea $\langle B, q\rangle$ un nodo interno de $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$. Entonces $\langle B, q\rangle$ será un *nodo-U* sssi cada hijo de $\langle B, q\rangle$ es un *nodo-D*. $\langle B, q\rangle$ será un *nodo-D* sssi tiene al menos un nodo hijo que sea *nodo-U*. □

Definición **A.12** (*Justificación*). Sea $\langle A, h\rangle$ un argumento, y sea $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ su árbol dialéctico aceptable asociado. Diremos que A es una *justificación* para h (o simplemente $\langle A, h\rangle$ es una *justificación*) sssi el nodo raíz de $\mathcal{T}_{\langle A,\,h\rangle}$ es un nodo-U. □

B Referencias

[Che96] Carlos Iván Chesñevar. *El Problema de la Inferencia en Sistemas Argumentativos: Alternativas para su Solución.* Tesis de Magister en Ciencias de la Computación, Universidad Nacional del Sur, 1996.

[GN87] Michael Genesereth y Nils Nilson. *Logical Foundations of Artificial Intelligence.* Morgan Kaufmann Publishers, Los Altos, California, 1987.

[Lev93] Alon Y. Levy. *Irrelevance Reasoning in Knowledge Based Systems.* Tesis Ph.D., Stanford University, Departament of Computer Science, Octubre 1993.

[LNS*93] Ronald P. Loui, Jeff Norman, Karl Stiefvater, A. Merrill, A. Costello, y J. Olson. *Computing Specificity.* Reporte Técnico CS-TR93-03, Departament of Computer Science, Washington University, St.Louis, 1993.

[Lou93] Ronald P. Loui. *Analogy, Decision, and Theory-Formation as Defeasible Reasoning.* Reporte Técnico, Departament of Computer Science, Washington University, St.Louis, 1993.

[Pra93] Henry Prakken. *Logical Tools for Modelling Legal Arguments.* Tesis Ph.D., Vrije University, Amsterdam (Holanda), Enero 1993.

[SCG94] Guillermo R. Simari, Carlos I. Chesñevar, y Alejandro J. García. The role of dialectics in defeasible argumentation. En *Anales de la XIV Conferencia Internacional de la Sociedad Chilena para Ciencias de la Computación*, Universidad de Concepción, Concepción (Chile), Noviembre 1994.

[SL92] Guillermo R. Simari y Ronald P. Loui. A Mathematical Treatment of Defeasible Reasoning and its Implementation. *Artificial Intelligence*, 53:125–157, 1992.

[Vre93] Gerard A.W. Vreeswijk. *Studies in Defeasible Argumentation.* Tesis Ph.D., Vrije University, Amsterdam (Holanda), 1993.