Un Sistema Argumentativo Temporal Basado en Instantes e Intervalos

Juan C. Augusto Guillermo R. Simari
G.I.I.A.[1] - I.C.I.C. [2]
Departamento de Cs. de la Computación [3]
Universidad Nacional del Sur
Bahía Blanca - Argentina
e-mail: [ccaugust,grs@criba.edu.ar]
Teléfono: +054-91-595135

PALABRAS CLAVE: representación de conocimiento, razonamiento temporal, razonamiento rebatible.

Resumen

Se ofrece un sistema argumentativo que permite razonar temporalmente con las nociones de instante e intervalo. Anteriores propuestas, [AS94] y [FA94], solo podían ser utilizados o bien con instantes o con intervalos. Además, se analiza el problema que introduce el axioma de homogeneidad sobre propiedades en el proceso argumentativo, aspecto computacional no considerado en propuestas anteriores con una ontología basada en intervalos.

[1]Grupo de Investigación en Inteligencia Artificial.
[2]Instituto de Ciencias e Ingeniería de la Computación.
[3]Parcialmente financiado por la Secretaría de Ciencia y Tecnología (Universidad Nacional del Sur).

Un Sistema Argumentativo Temporal Basado en Instantes e Intervalos

1 Introducción

Uno de los sistemas para razonamiento temporal mas conocidos a través de la literatura de Inteligencia Artificial es el desarrollado por Allen basado en su Lógica de Intervalos de Tiempo, *LIT*. El mismo ha sido desarrollado a través de [All84], [AH89] y [All91]. Dicho sistema posee una ontología basada en intervalos de tiempo. Las intuiciones que condujeron a tal elección estuvieron basadas en el trabajo de Hamblin, [Ham72]. En [Gal90] se muestra la necesidad de considerar instantes en *LIT* para poder representar cambio contínuo.

En [AS94] y [SA95] se ha definido un sistema argumentativo para razonamiento temporal rebatible, $\mathbb{L}(\mathcal{T})$definido sobre una ontología basada en instantes de tiempo. Independientemente, en [FA94], fue especificado un sistema argumentativo con capacidad para razonamiento temporal en un entorno de múltiples agentes basado en *LIT*.

En el presente trabajo incorporaremos a la ontología del lenguaje temporal considerado en $\mathbb{L}(\mathcal{T})$ la noción de intervalo y otras modificaciones al sistema argumentativo que surgan a partir de esto. Denominaremos al sistema obtenido $\mathbb{L}(\mathbb{T})$. En vista de esta consideración se obtiene un sistema argumentativo que permite razonamiento temporal y que engloba las propuestas dadas en [AS94], [SA95] y [FA94]. En las secciones siguientes definiremos el lenguaje y la ontología asumidas, mostraremos como incorporar la noción de intervalo en el sistema argumentativo definido en [AS94], proveeremos soluciones a un problema introducido por considerar intervalos y ejemplificaremos su funcionamiento.

2 Sintaxis del Lenguaje Temporal

A continuación especificaremos sucintamente un lenguaje para una lógica temporal con múltiples tipos (many-sorted) que referenciaremos mediante $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$. Esto nos proveerá un medio de considerar reificación [4] sobre algunos conceptos claves para modelar un agente racional. Además, las lógicas con múltiples tipos ofrecen un medio de especificar por separado y en forma clara las clases de individuos en consideración lo cual lleva a un tratamiento computacional mas eficiente. A continuación brindamos la especificación de un lenguaje temporal reificado con múltiples tipos que denotaremos $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$.

Para nuestros propósitos es conveniente desde el punto de vista de representación de conocimiento permitir reificación de términos denotando tiempo, propiedades, eventos y acciones. Estos constituyen los conceptos claves para las aplicaciones esperadas del sistema. A continuación definimos las posibles fórmulas de $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$. Observese que no es requerido que todas las términos de una función o predicado sean del mismo tipo, lo cual otorga flexibilidad al lenguaje.

Definición 1 Sean $s_i, \ldots, s_n$ nombres de tipos en S, el conjunto de fórmulas bien formadas, fbf, de $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$es definido como sigue:

término$_{s_m}$	::=	variable$_{s_m}$ | constante$_{s_m}$ | letra_función$_{s_m}$ (lista_términos)
lista_términos	::=	término$_{s_i}$ | término$_{s_j}$, lista_términos
formula_atómica	::=	letra_predicado (lista_términos)
fbf	::=	(término$_{s_m}$ $\doteq_{s_m}$ término$_{s_m}$) | fórmula_atómica |($\neg$ fbf) | (fbf $\rightarrow$ fbf) |(($\forall_{s_m}$ variable$_{s_m}$) fbf)

■

[4] Entenderemos por esto la posibilidad de definir nuevas clases de individuos referenciables en el lenguaje, ver [Dav78].

Ejemplos de constantes temporales admisibles son: 7-8-1991 y 3600. Estas pueden ser utilizadas respectivamente como una fecha y la cantidad de segundos que hay en una hora. Ejemplos de funciones son: *bisiesto(A)* que mapea un año en las constantes $True$ y $False$ en la manera conocida y *segundos_año(A)* que mapea un año en el conjunto de los naturales de acuerdo a la cantidad de segundos que tenga el año considerado. En ocasiones tambien agregaremos subíndices denotando tipos a los predicados para enfatizar el tipo de referencia temporal que utilizan.

$$\text{Occurs\_}during_{\mathcal{I}}(born(jsbach), I_{1685})$$
$$\text{Do\_}during_{\mathcal{I}}(write(jsbach, magnificat, mi\_bemol), I_{1723})$$
$$\exists_{\mathcal{T}} i_1, i_2 Precedes(i_1, i_2)$$
$$\exists_{\mathcal{A}} a \exists_{\mathcal{E}} e \exists_{\mathcal{P}} p \exists_{\mathcal{T}} i (\text{Do}_{\mathcal{T}}(a, i) \wedge \text{Occurs}_{\mathcal{T}}(e, i+1) \rightarrow \text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i+2))$$
$$\forall_{\mathcal{T}} i_1, i_2 (\neg Precedes(i_1, i_2) \wedge \neg Precedes(i_2, i_1) \rightarrow Simultaneous(i_1, i_2))$$
$$\exists_{\mathcal{I}} I \ \text{Occurs\_}during(born(jsbach), I) \wedge \text{Occurs\_}during(born(gfhaendel), I) \rightarrow \text{Holds}(good\_baroque\_year, I)$$

Lo usual será utilizar fórmulas con algún argumento temporal pero el lenguaje también permite utilizar predicados atemporales como $Author(magnificat, jsbach)$ y $Choral(magnificat)$. En la siguiente sección daremos una axiomatización de los tipos $\mathcal{TI}, \mathcal{P}, \mathcal{E}, \mathcal{A}$, de interés para nuestros propósitos de representar un agente con habilidades de razonamiento temporal. El tipo $\mathcal{W}$ permanecerá sin especificación porque depende del dominio particular a ser modelado. Cuando sea claro del contexto omitiremos el subíndice para especificar el tipo de referencia.

2.1 El dominio temporal

Una de las teorías temporales predominantes en inteligencia artificial deviene del trabajo presentado en [All84]. Allí es adoptada una ontología basada en intervalos y sin considerar instantes argumentando que los mismos son de existencia dudosa y poco práctica ([AH89] pag. 226). En su teoría presentan una noción relacionada a la de instante: un momento es un período que no permite descomposición como los intervalos. No obstante permite referenciar su momento inicial y final, con lo cual son mas parecidos a los intervalos que a los instantes.

Aquí expondremos una concepción del tiempo en la que los intervalos pueden ser definidos en términos de instantes. Según nuestras intuiciones, también la noción de instante juega un rol importante en nuestro razonamiento cotidiano. Concordamos en que lo que constituye un instante en una determinada granularidad puede ser un intervalo en otro nivel más sutil de observación. Pero adoptaremos la hipótesis que en cada contexto de razonamiento hay una "granularidad asumida" y dentro de ese marco de referencia, ciertas referencias temporales son utilizadas como instantes, por ejemplo el instante en que se produce un flash para sacar una foto (aunque en un nivel de análisis más sutil pueda ser considerado un intervalo, digamos si se considera una unidad de medida como nanosegundos). En ese marco de razonamiento, las referencias basadas en instantes son tan importantes como las basadas en intervalos. Por las razones antes mencionadas hemos decidido darle a los instantes igual importancia ontológica que a los intervalos. También, la literatura de la filosofía del tiempo da cuenta de una serie de trabajos en los cuales se argumenta a favor de utilizar uno u otro como la noción temporal básica sin un ganador claro. Mas recientemente, [Gal90] muestra la necesidad de considerar instantes para resolver problemas de razonamiento contínuo.

Proveeremos aquí una axiomatización del tipo $\mathcal{TI}$. Este tipo está integrado por dos subtipos de elementos, unos denominados *instantes* y otros denominados *intervalos*. Brindaremos una concepción basada en puntos de tiempo sobre la cual posteriormente construiremos una estructura basada en intervalos. También podrían definirse instantes en base a intervalos, nuestra elección es la natural teniendo en cuenta la formulación basada en instantes dada en [AS94] del cual el presente trabajo constituye una continuación. Por instante entenderemos la unidad de medida temporal mas corta disponible en relación a la granularidad asumida en el sistema siendo modelado. Un instante no debe ser considerado en este contexto como "sin duración", sino que es el nombre de la unidad de medida asumida en el sistema (lo que en algunos artículos es llamado *chronos*).

El subtipo $\mathcal{T}$ está formado por instantes y es formalizado a través de la estructura $INS : \langle \mathcal{T}, < \rangle$ donde $\mathcal{T}$ es un conjunto de puntos de tiempo denominados *instantes* y $<: \mathcal{T} \times \mathcal{T}$ es la conocida relación para enteros. Los siguientes axiomas son válidos en $\mathcal{T}$

$$\forall i_1 \ \neg(i_1 < i_1) \tag{1}$$
$$\forall i_1, i_2, i_3 (i_1 < i_2 \wedge i_2 < i_3 \quad \rightarrow \quad i_1 < i_3) \tag{2}$$
$$\forall i_1 \ \exists i_2 (i_2 < i_1) \tag{3}$$
$$\forall i_1 \ \exists i_2 (i_1 < i_2) \tag{4}$$
$$\forall i_1, i_2 (i_1 < i_2 \vee i_2 < i_1 \vee i_1 \doteq i_2) \tag{5}$$
$$\forall i_1, i_2 (i_1 < i_2 \rightarrow \exists i_3 (i_1 < i_3 \wedge \neg \exists i_4 i_1 < i_4 < i_3)) \tag{6}$$
$$\forall i_1, i_2 (i_1 < i_2 \rightarrow \exists i_3 (i_3 < i_2 \wedge \neg \exists i_4 i_3 < i_4 < i_2)) \tag{7}$$

lo cual caracteriza una línea de tiempo irreflexiva, transitiva (y en consecuencia asimétrica), ilimitada y discreta. Consideraremos ahora una noción de intervalo cuyos elementos formaran el subtipo $\mathcal{I}$ y es caracterizado en términos de la estructura INS.

Definición **2** Denominaremos *intervalo* a los elementos del conjunto [5]

$$\mathcal{I} = \{[i_1, i_2] \in \mathcal{T} \times \mathcal{T} | i_1 < i_2\}$$

■

Definición **3** Consideraremos las funciones totales $begin, end : \mathcal{I} \rightarrow \mathcal{T}$ que dado un intervalo recupera el instantes de inicio o terminación respectivamente:

$$\begin{array}{lll} begin([i_1, i_2]) & =_{def} & i_1 \\ end([i_1, i_2]) & =_{def} & i_2 \end{array}$$

■

Dado que instante e intervalo son conceptos diferentes no consideraremos un intervalo $[i_1, i_1]$ como equivalente al instante i, esta es la motivación de la restricción impuesta en la definición anterior. Consideraremos una estructura $INT : \langle \mathcal{I}, \lessdot, \sqsubseteq \rangle$ donde $\mathcal{I}$ es un conjunto de intervalos y $\sqsubseteq, \lessdot \subseteq \mathcal{I} \times \mathcal{I}$ son relaciones definidas como sigue:

$$\text{"anterior"} \ (\lessdot) : x \lessdot y =_{def} \{x, y | x = [x_1, x_2], y = [y_1, y_2] \text{ y } x_2 < y_1\}$$

$$\text{"subintervalo"} \ (\sqsubseteq) : x \sqsubseteq y =_{def} \{x, y | x = [x_1, x_2], y = [y_1, y_2], y_1 \leq x_1 \text{ y } x_2 \leq y_2\}$$

[5] Reeemplazamos los usuales paréntesis en la notación de par ordenado para asimilar la notación de intervalos al conocido uso de corchetes en la literatura de razonamiento temporal.

Lema 1 Los siguientes teoremas son válidos en INS:

$(\lessdot, \text{TRANS}) : \forall I_1, I_2, I_3 (I_1 \lessdot I_2 \lessdot I_3 \rightarrow I_1 \lessdot I_3)$
$(\lessdot, \text{IRREF}) : \forall I_1 \neg (I_1 \lessdot I_1)$
$(\sqsubseteq, \text{TRANS}) : \forall I_1, I_2, I_3 (I_1 \sqsubseteq I_2 \sqsubseteq I_3 \rightarrow I_1 \sqsubseteq I_3)$
$(\sqsubseteq, \text{REF}) : \forall I_1 (I_1 \sqsubseteq I_1)$
$(\sqsubseteq, \text{ANTIS}) : \forall I_1, I_2 (I_1 \sqsubseteq I_2 \sqsubseteq I_1 \rightarrow I_1 \doteq I_2)$
$(\sqsubseteq, \text{CONJ}) : \forall I_1, I_2 (I_1 O I_2 \rightarrow \exists I_3 (I_3 \sqsubseteq I_1 \wedge I_3 \sqsubseteq I_2 \wedge \forall I_4 (I_4 \sqsubseteq I_1 \wedge I_4 \sqsubseteq I_2 \rightarrow I_4 \sqsubseteq I_3)))$
$(\sqsubseteq, \text{DISJ}) : \forall I_1, I_2 (I_1 U I_2 \rightarrow \exists I_3 (I_3 \sqsupseteq I_1 \wedge I_3 \sqsupseteq I_2 \wedge \forall I_4 (I_4 \sqsupseteq I_1 \wedge I_4 \sqsupseteq I_2 \rightarrow I_4 \sqsupseteq I_3)))$
$(\sqsubseteq, \text{FREE}) : \forall I_1, I_2 (\forall I_3 (I_3 \sqsubseteq I_1 \rightarrow I_3 O I_2) \rightarrow I_1 \sqsubseteq I_2$
$(\sqsubseteq, \text{DIR}) : \forall I_1, I_2 \exists I_3 (I_1 \sqsubseteq I_3 \wedge I_2 \sqsubseteq I_3)$
$(\sqsubseteq, \text{ATOM}) : \forall I_1 \exists I_2 (I_2 \sqsubseteq I_1 \wedge \forall I_3 (I_3 \sqsubseteq I_2 \rightarrow I_3 \doteq I_2))$
$(\lessdot, \sqsubseteq, \text{MON}) : \forall I_1, I_2 ((I_1 \lessdot I_2 \rightarrow \forall I_3 (I_3 \sqsubseteq I_1 \rightarrow I_3 \lessdot I_2)) \wedge (I_1 \lessdot I_2 \rightarrow \forall I_3 (I_3 \sqsubseteq I_2 \rightarrow I_1 \lessdot I_3)))$
$(\lessdot, \sqsubseteq, \text{MOND}) :$
$\forall I_1, I_2 ((I_1 \lessdot I_2 \rightarrow \forall I_3 (I_3 \lessdot I_2 \rightarrow \ \mathrm{U}(I_1, I_3) \lessdot I_2)) \wedge (I_1 \lessdot I_2 \rightarrow \forall I_3 (I_2 \lessdot I_3 \rightarrow I_2 \lessdot \mathrm{U}(I_1, I_3))))$
donde $\mathrm{U} : \mathcal{I} \times \mathcal{I} \rightarrow \mathcal{I}$ y $\mathrm{U}([x_1, x_2], [y_1, y_2]) =_{def} [min(x_1, y_1), max(x_2, y_2)]$ mientras que $min, max : \mathbb{Z} \times \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$ extraen el mínimo y máximo de un par de números, respectivamente
$(\lessdot, \sqsubseteq, \text{CONV}) : \forall I_1, I_2, I_3 (I_1 \lessdot I_2 \lessdot I_3 \rightarrow \forall I_4 ((I_1 \sqsubseteq I_4 \wedge I_3 \sqsubseteq I_4) \rightarrow I_2 \sqsubseteq I_4))$

Demostración **1** Por razones de espacio remitimos al lector a [Aug98]. □

En virtud de las entidades temporales introducidas podemos definir las relaciones cualitativas mas conocidas de la literatura, como las definidas para intervalos de Hamblin (posteriormente adoptadas por Allen):

Lema **2** “BEFORE, MEETS, OVERLAPS, BEGINS, DURING, FINISHES, EQUALS” ,sus inversas y las relaciones entre puntos e intervalos: “Precedes, Start, Divides, Ends, Follows” puede ser definidas a partir del subtipo $\mathcal{T}$. ■

Demostración **2** Por razones de espacio remitimos al lector a [Aug98]. □

2.2 Propiedades, Eventos y Acciones

Para la representación de propiedades consideraremos algunos predicados introducidos por [Gal90] para representar su noción de estado: $\text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i)$ y $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I)$ para denotar que el término p denota una propiedad satisfecha en el momento i o intervalo I respectivamente. Podemos ver que $\text{Holds}_{\mathcal{I}} \subseteq \mathcal{P} \times \mathcal{I}$ y $\text{Holds}_{\mathcal{T}} \subseteq \mathcal{P} \times \mathcal{T}$ están relacionados en el siguiente sentido:

$$\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I) =_{def} \forall_{\mathcal{T}}\ i\ (\text{In}(i, I) \rightarrow \text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i))$$

Donde $\text{In}(i, I) =_{def} \text{Start}(i, I) \vee \text{Divides}(i, I) \vee \text{Finishes}(i, I)$. La definición precedente comprende el siguiente teorema:

$$\forall_{\mathcal{T}}\ i\ \forall_{\mathcal{I}}\ I\ (\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I) \wedge \text{In}(i, I) \rightarrow \text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i) \qquad (\text{HOM})$$

Tal como es usual en la literatura denominaremos esta propiedad: *Homogeneidad* (del valor de verdad de una propiedad sobre un intervalo de tiempo).

Lema **3** $\forall_{\mathcal{I}}\ I, I'\ (\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I) \wedge I' \sqsubseteq I) \rightarrow \text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, I')) \qquad (\text{HOMI})$

Demostración **3** Trivial a partir de las definiciones de $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I)$ e intervalo. □

Consideraremos “negación débil” de propiedades sobre intervalos que puede ser obtenida directamente por la negación de la definición previa:

$$\neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I) =_{def} \exists i (\text{In}(i, I) \wedge \neg\text{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i))$$

Asumiremos que los cambios en el contexto a ser formalizado son producidos por la ocurrencia de eventos. Como con las propiedades distinguiremos dos predicados principales $\text{Occurs}_{\mathcal{T}}(e, i)$ y $\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(e, I)$ denotando la ocurrencia de un evento e en el momento i o intervalo I respectivamente. Para completar nuestra noción de cambio, es útil también considerar el concepto de acción. Las acciones constituyen uno de los medios por los que se producen eventos. Asumiremos al menos dos predicados: $\text{Do}_{\mathcal{T}}(a, i)$ y $\text{Do}_{\mathcal{I}}(a, I)$ denotaran la realización de una acción a en el momento i o intervalo I respectivamente. Otros aspectos de la acción realizada son expresados a través de otros predicados específicos.

Por razones de espacio no daremos aquí todos los detalles de nuestra propuesta concernientes a estos conceptos sino solo las nociones principales como para permitir al lector la comprensión de algunos detalles en secciones futuras y una mayor comprensión global de nuestra propuesta. También omitiremos dar aquí una serie de detalles del sistema como su teoría de igualdad, reglas de inferencia temporales, y mayores especificaciones sobre propiedades, eventos, acciones, causalidad y otros tópicos. El lector interesado en tales aspectos de la propuesta puede recurrir a [Aug98] donde encontrará la teoría detallada.

3 El Sistema Argumentativo Extendido

A continuación se detallarán los principales rasgos de un sistema formal para razonamiento revisable con información temporal, $\mathbb{L}(\mathbb{T})$. A través de él presentaremos formalmente los principales componentes de un agente $\mathcal{A}^{\mathbb{T}}$ y el proceso por medio del cual razona utilizando conocimiento que involucra información temporal. El nuevo sistema representa una extensión de $\mathbb{L}(\mathcal{T})$, descripto en [AS94] y [SA95]. Ahora cada referencia temporal puede ser pensada como un objeto temporal de tipo instante o intervalo. En el primer caso se tratará de un punto de la recta temporal, i, y en el segundo de un par ordenado definido por dos puntos de la recta temporal, $[i_1, i_2]$.

En principio, definiremos la base de conocimiento temporal. Llamaremos *contexto temporal* a un conjunto finito $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ de fórmulas bien formadas y consistentes de $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$. $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ contiene el conocimiento no rebatible de $\mathcal{A}^{\mathbb{T}}$. $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ está formado por los conjuntos $\mathcal{K}_G^{\mathbb{T}}$ (conocimiento general) y $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}}$ (conocimiento particular), donde, $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}} \cup \mathcal{K}_G^{\mathbb{T}} = \mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ y $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}} \cap \mathcal{K}_G^{\mathbb{T}} = \emptyset$. $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}}$ representa hechos contingentes tales como la existencia de individuos y propiedades de objetos. $\mathcal{K}_G^{\mathbb{T}}$ representa leyes generales tales como aquellas de la matemática y la física. En $\mathcal{K}_G^{\mathbb{T}}$ estarán, por ejemplo, los axiomas que describen la ontología.

Definición **4** $\Delta^{\mathbb{T}}$ es un conjunto finito de *reglas temporales rebatibles* representando conocimiento que $\mathcal{A}^{\mathbb{T}}$ está preparado a tomar a menos que posea evidencia en contra. Las reglas de $\Delta^{\mathbb{T}}$ tienen la forma $\alpha \succ\!\!- \beta$, donde α y β son conjuntos de literales de $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$. $\Delta^{\mathbb{T}\downarrow}$ denotará el conjunto de instancias básicas de miembros de $\Delta^{\mathbb{T}}$. [6] ■

Los argumentos construidos en el sistema $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$ son formados usando los hechos de $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}}$ y las reglas de $\mathcal{K}_G^{\mathbb{T}}$ y $\Delta^{\mathbb{T}\downarrow}$. $\mathcal{K}_P^{\mathbb{T}}$, $\mathcal{K}_G^{\mathbb{T}}$ y $\Delta^{\mathbb{T}}$ forman la base de conocimiento.

Definición **5** Llamaremos *estructura rebatible temporal* al par $(\mathcal{K}^{\mathbb{T}}, \Delta^{\mathbb{T}})$, donde $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ es un contexto temporal y $\Delta^{\mathbb{T}}$ es un conjunto finito de *reglas rebatibles temporales.* ■

Definición **6** Sea $\Gamma^{\mathbb{T}} = \{A_1, A_2, \ldots A_n\}$, donde cada A_i es un elemento de $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ o $\Delta^{\mathbb{T}\downarrow}$, consideraremos la meta-meta-relación " $\mid\!\sim$ " ,*consecuencia rebatible temporal*, entre $\Gamma^{\mathbb{T}}$ y un literal A. Diremos que $\Gamma^{\mathbb{T}} \mid\!\sim A$ si y sólo si existe $B_1, \ldots, B_n$ tal que $A = B_n$ y para todo i, $B_i \in \Gamma^{\mathbb{T}}$ o B_i es consecuencia directa de elementos precedentes en la secuencia usando reglas de inferencia temporal . [7] ■

[6] Esta definición sobrecarga la definición de $\succ\!\!-$ utilizado en [SL92].

[7] Esta definición sobrecarga la definición de $\mid\!\sim$ utilizado en [SL92].

Definición **7** Dada una estructura rebatible temporal $(\mathcal{K}^{\mathbb{T}}, \Delta^{\mathbb{T}})$, diremos que un subconjunto A de $\Delta^{\mathbb{T}\downarrow}$ es un *argumento temporal* para un literal temporal h $\langle A, h\rangle$, si y sólo si : 1) $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A \mid\!\sim h$, 2) $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A \not\mid\!\sim \perp$ y 3) no hay $A' \subset A$ tal que $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A' \mid\!\sim h$ ■

Obsérvese que en el caso de querer demostrar que una propiedad es verdadera sobre un determinado instante i no es estrictamente necesario encontrar un argumento para $\mathrm{Holds}_{\mathcal{T}}(p, i)$. En realidad, por la propiedad de homogeneidad de las propiedades basta con encontrar un argumento para un momento que lo contenga. Es decir, basta con demostrar $\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [i_1, i_2])$ donde $i_1 \leq i \leq i_2$, ya que los axiomas de $\mathcal{T}$,$\mathcal{I}$ y $\mathcal{P}$ proveen reglas fuertes que permitirán concluir, "en particular debe ser el caso que $\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(\alpha, i)$". También, si se conoce que un predicado no es verdadero en un instante concluiremos que éste no es verdadero en cualquier superintervalo que lo contenga para ser consecuente con la definición de negación débil antes asumida.

Definición **8** Sea $\langle A, h\rangle$ un argumento temporal para h, y $\langle S, j\rangle$ un argumento temporal para j, tal que $S \subseteq A$. Diremos que $\langle S, j\rangle$ es un *subargumento temporal* de $\langle A, h\rangle$, y lo denotaremos por medio de $\langle S, j\rangle \subseteq \langle A, h\rangle$. ■

Definición **9** Sea $(\mathcal{K}^{\mathbb{T}}, \Delta^{\mathbb{T}})$ una estructura rebatible temporal de $\mathcal{A}$. $\mathbb{T}\mathbf{AStruc}(\Delta^{\mathbb{T}\downarrow})$, será el conjunto de argumentos temporales construible desde $(\mathcal{K}^{\mathbb{T}}, \Delta^{\mathbb{T}\downarrow})$. ■

Definición **10** Sea $\varphi = [\neg]P(\alpha, i)$ o $\varphi = [\neg]P(\alpha, I)$ un literal temporal. La *referencia temporal de* φ, ρ_φ es el conjunto de instantes mencionados en el. Es decir, dado $\varphi = [\neg]P(\alpha, i)$ entonces $\rho_\varphi = \{i\}$ y dado $\varphi = [\neg]P(\alpha, I)$ entonces

$$\rho_\varphi = \{i' \in \mathcal{T} | I = [i_1, i_2] \in \mathcal{I}, i_1 \leq i' \leq i_2,\}$$

Sea L un conjunto de literales temporales, la *referencia temporal común de* L es la intersección de la referencia temporal de cada literal $\varphi \in L$, *i.e.*, $\bigcap_{\varphi \in L} \rho_\varphi$. ■

Lema **4** Sean h_1 y h_2 dos literales y $\rho_{h_1} \cap \rho_{h_2} = s$, luego $s = \emptyset$, $s \in \mathcal{T}$ o $s \in \mathcal{I}$. ■

Demostración **4** Sean $h_1 = P(\alpha, i_1)$ y $h_2 = P(\beta, i_2)$ con $i_1, i_2 \in \mathcal{T}$, por axioma 5: $i_1 < i_2 \vee i_2 < i_1$ y $s = \emptyset$ o $i_1 \doteq i_2$ y $s = i_1 = i_2 \subset \mathcal{T}$. Si $i_1 \in \mathcal{T}$ e $i_2 = [i_1, i_2] \in \mathcal{I}$, $i_1 \cap \{i_1, i_2\} = \emptyset$ o $i_1 \cap \{i_1, i_2\} = s \neq \emptyset$ y $s \subset \mathcal{T}$. Si $i_1, i_2 \in \mathcal{I}$ e $i_1 = [i_1, i_2], i_2 = [i_3, i_4]$, $\{i_1, i_2\} \cap \{i_3, i_4\} = \emptyset$ si $\mathrm{BEFORE}(i_1, i_2)$ o $\mathrm{BEFORE}(i_2, i_1)$, $\{i_1, i_2\} \cap \{i_3, i_4\} \in \mathcal{T}$ si $\mathrm{MEETS}(i_1, i_2)$ o $\mathrm{MEETS}(i_2, i_1)$ y $\{i_1, i_2\} \cap \{i_3, i_4\}$ define $[min(i_1, i_3), max(i_2, i_4)] \in \mathcal{I}$ en el resto de los casos. □

Definición **11** Sean $\langle A_1, h_1\rangle$ y $\langle A_2, h_2\rangle$dos argumentos temporales, $\rho_{h_1} \cap \rho_{h_2} = s \neq \emptyset$, A_1 para h_1 y A_2 para h_2 *están en desacuerdo sobre* s si y sólo si $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup \{h_1, h_2\} \vdash \perp$ ■

Ahora la restricción de que las tesis de los argumentos posean una referencia temporal común no solo sirve para que tenga sentido considerar que existe un desacuerdo sino para permitir que este se produzca aunque se estén considerando conceptos temporales diferentes, mientras haya alguna intersección entre ambas referencias. Por ejemplo, a un argumento que apoye $P(A(c_1, \ldots, c_n), [i_1, i_2])$ puede oponerse un argumento que apoye $\neg P(A(c_1, \ldots, c_n), i)$ si existe una referencia temporal común entre ambas literales. En este caso, si $i_1 \leq i \leq i_2$. Tal como han sido expuestas las definiciones del sistema argumentativo temporal se permite detectar un desacuerdo entre dos referencias temporales de instantes, dos de intervalos, o de una que referencie un instante y otra que referencie un intervalo.

Definición **12** Un argumento temporal $\langle A_1, h_1\rangle$ *contra-argumenta* a otro argumento temporal $\langle A_2, h_2\rangle$ en un literal básico h sobre la referencia temporal s si y sólo si existe un subargumento $\langle A, h\rangle$ de $\langle A_2, h_2\rangle$ tal que $\langle A_1, h_1\rangle$ y $\langle A, h\rangle$ están en desacuerdo sobre s. ■

En el proceso argumentativo naturalmente podemos encontrarnos con argumentos que apoyan tesis contradictorias, luego es necesario contar con un mecanismo de decisión para determinar cual es preferible. Aquí dejaremos abstractamente planteado el criterio de preferencia a utilizar por no ser el tema de estudio de este trabajo.

DEFINICIÓN **13** Sea $\succ$ un orden parcial definido sobre elementos de $\mathbb{T}\mathbf{AStruc}(\Delta^{\mathbb{T}\downarrow})$, diremos que un argumento temporal $\langle A_1, h_1\rangle$ *derrota* a otro $\langle A_2, h_2\rangle$ si y sólo si existe un subargumento $\langle A, h\rangle$ de $\langle A_2, h_2\rangle$ tal que $\langle A_1, h_1\rangle$ contra-argumenta $\langle A_2, h_2\rangle$ en h y $\langle A_1, h_1\rangle \succ \langle A, h\rangle$. ■

DEFINICIÓN **14** Los argumentos temporales están activos en dos modalidades, soportando o interfiriendo argumentos (*S-argumentos* e *I-argumentos* respectivamente):
1. todo argumento es un S-argumento e I-argumento (de nivel 0)
2. un argumento $\langle A_1, h_1\rangle$ es un S-argumento (de nivel $(n+1)$) si y sólo si no hay un I-argumento de nivel n $\langle A_2, h_2\rangle$ tal que para algún h, $\langle A_2, h_2\rangle$ contraargumente $\langle A_1, h_1\rangle$ en h
3. un argumento $\langle A_1, h_1\rangle$ es un I-argumento (de nivel $(n+1)$) si y sólo si no hay un I-argumento de nivel n $\langle A_2, h_2\rangle$ tal que $\langle A_2, h_2\rangle$ derrote $\langle A_1, h_1\rangle$. ■

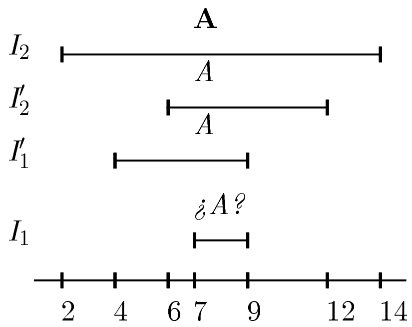
DEFINICIÓN **15** Diremos que un argumento temporal $\langle A, h\rangle$ *justifica* h si y sólo si existe m tal que, para todo $n \geq m$, $\langle A, h\rangle$ es un S-argumento de nivel n para h. ■

4 Homogeneidad de propiedades sobre un intervalo

A continuación consideraremos con mayor detenimiento el proceso de construcción de argumentos con la nueva posibilidad de mencionar intervalos de tiempo. Dichas consideraciones son estrictamente de índole computacional y no han sido tenidas en cuenta por sistemas argumentativos temporales previos u otras propuestas afines con una ontología basada en intervalos (por ejemplo, [FA94]). Una consideración computacional de mucho interés en los sistemas basados en lógica es como guiar el mecanismo deductivo de tal manera que se centre en el conocimiento relevante.

Una fuente de generación de variantes de argumentos con escasa o nula variación en su contenido epistémico es la adopción de la propiedad de homogeneidad para las propiedades asociadas a un intervalo de tiempo. Brevemente podemos resumir el problema como sigue. Supongamos que se desea demostrar $\mathrm{Holds}(p, I_1)$, al asumir homogeneidad sobre las propiedades basta con encontrar un argumento para cualquier superintervalo de I_1, digamos I_2. Uno de los problemas que surgen es la cantidad de argumentos potencialmente generables. Supongamos que se conoce: $\mathrm{Holds}(p, I_2)$ e $I_1 \sqsubseteq I' \sqsubseteq I_2$, aplicando HOMI dos veces podemos construir un argumento para $\mathrm{Holds}(p, I_1)$. En realidad, el sistema argumentativo puede generar un argumento basado en cada subintervalo I' de I_2 que incluya a I_1 y de los cuales haya información en $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$. Esto lleva a una mayor complejidad computacional en el proceso argumentativo ya que la cantidad de argumentos a favor de una premisa puede incrementarse notoriamente lo cual a su vez probablemente se multiplique al momento de construir los contra-argumentos. Dada la ontología adoptada, estos pueden estar basados en el intervalo de la literal a justificar, en algúno de sus subintervalos o en cualquiera de sus instantes.

En primer lugar veamos que este tipo de problemática puede existir en una base de conocimiento. Denominaremos "problema de redundancia explícita" a la presencia en $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ de varias piezas de información relativas a una misma propiedad cuya referencia temporal es cubierta al menos parcialmente por otra pieza pre-existente. Supongamos que se conocen $\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2')$, $\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1')$ y $\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2)$ y que han arribado a $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ en ese orden. En cada paso debe aceptarse la información ingresante porque incluye alguna novedad acerca de cuanto se extiende la verdad de p en el tiempo. A continuación mostramos el contenido de $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ en tal situación y las justificaciones que con ellas se pueden construir de $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$:



$\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2), I_1 \sqsubseteq I_2, HOMI \mathrel{|\!\!\sim} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$

$\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I'_2), I_1 \sqsubseteq I'_2, HOMI \mathrel{|\!\!\sim} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$

$\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I'_1), I_1 \sqsubseteq I'_1, HOMI \mathrel{|\!\!\sim} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$

Como puede apreciarse, hay varios modos de deducir $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$, quizás sustentados en argumentos que no pueden derrotarse mutuamente. Dependiendo de la implementación del sistema, esto podría darse aún sin la presencia explícita de $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I'_1), \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I'_2)$ en $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$. Llamaremos a esto "redundancia implícita" del conocimiento. Esto en cierta medida es propio de todas las bases de conocimiento solo que en este caso la existencia de diferentes caminos para deducir algo puede no ser redituable.

Una primera solución a este problema consiste en realizar un mantenimiento de las referencias temporales asociadas a cada predicado. De tal manera existirá una sola aserción con un único intervalo asociado a cada conjunto de aserciones cuyas referencias temporales solapen o esten concatenadas. En el ejemplo anterior todas las aserciones son abarcadas por $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [2, 14])$. De esta forma, al momento de generar un argumento para justificar $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [7, 9])$ solo existe una variante utilizando la ley de homogeneidad: $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [2, 14]), [2, 14] \sqsupseteq [7, 9], HOMI \mathrel{|\!\!\sim} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [7, 9])$. Este tratamiento del problema lleva a realizar un mantenimiento de la información temporal para evitar redundancias. Suponiendo que $\phi \in \mathcal{T}$ o $\phi \in \mathcal{I}$, y que Holds_* representa la posibilidad de tener $\text{Holds}_{\mathcal{T}}$ como $\text{Holds}_{\mathcal{I}}$, puede procederse de la siguiente manera:

si arriba $\text{Holds}_*(p, \phi_1)$ y $\text{Holds}_*(p, \phi_2) \in \mathcal{K}^{\mathbb{T}}$
y
$((\rho\phi_1 \cap \rho\phi_2 \neq \emptyset)$ o
$(\rho\phi_1 \cap \rho\phi_2 = \emptyset$ y (estan en relación, MEETS, MET_BY, Precedes o Follows)))

entonces $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} = \mathcal{K}^{\mathbb{T}} - \{\text{Holds}_*(p, \phi_2)\} \cup \{\text{Holds}_*(p, \rho\phi_1 \cup \rho\phi_2)\}$

Este procedimiento es explicado con todo detalle en [Aug98]. Un problema de esta aproximación es que introduce una sobrecarga, aunque mínima respecto de la ganancia, en el sistema para el mantenimiento de la información temporal. Otro problema que puede presentarse es que al utilizar como parte del argumento un hecho $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I)$ con I maximal respecto de la información de que se dispone, este ofrece mas posibilidades de formación de contraargumentos. Por ejemplo, el argumento para $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [7, 9])$ basado en $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [2, 14]), [2, 14] \supseteq [7, 9], HOMI \mathrel{|\!\!\sim} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [7, 9])$ quizas pueda ser contraargumentado en $[11, 12]$ aunque esto quizas no tenga relación con la justificación de p en $[7, 9]$.

Luego esta solución solo puede ser usada si en el sistema se considera una extensión como la propuesta realizada en [FS96]. En dicho trabajo se provee un medio de cambiar la hipótesis de primacía de la información que ingresa a $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ a través del uso de un sistema argumentativo. Para ello se propone que la literal que arriba a $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ debe venir acompañada de una justificación, supongamos $\langle A, h\rangle$. Esta será contrastada con las justificaciones que eventualmente pudiera haber en $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ para rechazarla supongamos $\langle A_1, \neg h\rangle, \ldots, \langle A_n, \neg h\rangle$.

Si h es aceptada es porque $\langle A, h\rangle$ derrota a $\langle A_1, \neg h\rangle, \ldots, \langle A_n, \neg h\rangle$. En tal caso, al permitir ingresar la nueva literal junto con su justificación se debe eliminar parte del conocimiento que estaba en la base de conocimiento para evitar la inconsistencia de justificar a la vez h y $\neg h$. Luego, al menos un átomo de cada una de las justificaciones $A_1, \ldots, A_n$ debe ser extraído y estas justificaciones ya no pueden ser formadas hasta que no ingrese nueva información justificada a $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$. Como conclusión tenemos que si se forma un argumento en $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [7, 9])$ basado en $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, [2, 14])$ ya no puede ser contra-argumentado en $[11, 12]$. Esto es o bien por que no existían argumentos para aceptar $\text{Holds}_{\mathcal{I}}([11, 12])$ o por que si habían fueron derrotados y desarmados al ingresar $\text{Holds}_{\mathcal{I}}([11, 12])$ directa o indirectamente a la base de conocimiento.

Si no se desea incorporar la solución anterior mediante el mantenimiento de $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ otra opción para tratar el problema es definir un nuevo criterio de comparación. Este debería descartar las variantes superfluas o redefinir la noción de argumento temporal para que no se construyan tales tipos de argumentos. De acuerdo a lo considerado precedentemente surge un criterio de preferencia de argumentos. Cuanto mayor es el intervalo referenciado mas posibilidades de obtener un contra-argumento con las consiguientes consecuencias computacionales lo cual indicaría que se deben preferir los argumentos basados en intervalos lo mas pequeños posible. Esto se correspondería con una actitud cauta de razonamiento donde si bien es atractivo realizar aserciones con el mayor contenido semántico posible, estas ofrecen mayores posibilidades de ser refutadas. Por el contrario un argumento mas ajustado a lo estrictamente requerido por la literal a justificar y que apele a una menor cantidad de conocimiento rebatible ofrecerá menos oportunidad de contra-argumentación. Un elemento que debe ser minimizado entonces es el intervalo de referencia temporal asociado a la tesis que se desea justificar. Cuanto mas amplio sea este intervalo mayor posibilidad de encontrar información conflictuante con la tesis. Esto a su vez se traduce en la formación de mayor cantidad de contra-argumentos y mayor cantidad de comparaciones elevando, quizás considerablemente, la complejidad del cómputo involucrado.

La pregunta que surge ahora es: ¿Donde incorporar este criterio de preferencia?. Es interesante notar que no es conveniente postergar el tratamiento de estos problemas para la etapa de comparación de argumentos. Por una parte el problema considerado es propio de la homogeneidad de las propiedades y tratarlo mediante un criterio de comparación 'ad hoc' implicaría instanciar parte del sistema a un lenguaje particular por la aparición de literales denotando propiedades, $\text{Holds}_{\mathcal{I}}$ y $\text{Holds}_{\mathcal{T}}$ en el caso de $\mathcal{L}^{\mathbb{T}}$. Además, si se tiene un criterio de comparación que simplemente prefiere aquellos argumentos basado en justificaciones cuya referencia temporal total es menor puede conducir a elecciones equivocadas. Esto puede verse, por ejemplo, en la resolución del Yale Shooting Problem [AS94]. El argumento correcto justamente usa mayores referencias temporales por que al ser mas específico posee mayor cantidad de información y tiene mayor cantidad de referencias temporales. Además, aunque la razón anterior es suficiente, existe otra razón para no preferir esta opción. Esta es que tampoco se evita la formación de argumentos y contra-argumentos basados en variantes superfluas por el uso de la propiedad de homogeneidad.

Una segunda opción considerable es la de modificar la definición de argumento temporal para evitar el uso de la ley de homogeneidad excepto con algún intervalo que sea lo más aproximado posible al involucrado en la literal a justificar. Para esto se necesita modificar la definición de argumento.

Definición **16** Dada una estructura rebatible temporal $(\mathcal{K}^{\mathbb{T}}, \Delta^{\mathbb{T}})$, diremos que un subconjunto A de $\Delta^{\mathbb{T}\downarrow}$ es un *argumento temporal* para un literal temporal h $\langle A, h\rangle$, si y sólo si : 1) $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A \mathrel{|\!\!\sim} h$, 2) $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A \mathrel{|\!\!\not\sim} \bot$ y 3) no hay $A' \subset A$ tal que $\mathcal{K}^{\mathbb{T}} \cup A' \mathrel{|\!\!\sim} h$ 4) si $h = P(\alpha, i)$ o $h = P(\alpha, I)$, $I, I', I'' \in \mathcal{I}$, $\text{In}(i, I') \in A$ o $I \sqsubseteq I' \in A$, entonces no existe $I'', I'' \sqsubseteq I'$, tal que $h = P(\alpha, I'')$ sea verdadera. ■

Supongase que se desea justificar $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1)$ y en $\mathcal{K}^{\mathbb{T}}$ se tiene el siguiente conocimiento: $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2')$, $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1')$ y $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2)$. Una manera de tratar el problema sería intentar construir un argumento basado en $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_2')$ o $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I_1')$ ya que la diferencia respecto de I_1 es 3 y es la mínima que se puede obtener para esta base de conocimiento. La misma estrategia podría ser seguida al formar los contra-argumentos y así sucesivamente en todos los niveles. Cada uno tendrá como estrategia formar un argumento que trate de minimizar las posibilidades de contra-argumentación en el próximo nivel en lo que a conocimiento temporal se refiere. Observese que también se permite justificar tesis sobre intervalos como, por ejemplo, $\langle\{\text{Divides}(2, [0, 6]), HOMI, \text{In}(2, [1, 3]), 1 < 2, 2 < 3\}, \text{In}(2, [0, 6])\rangle$ y $\langle\{0 < 2 < 4 < 6\}, [2, 4] \sqsubseteq [0, 6]\rangle$.

4.1 Russian Turkey Shoot Problem

Aquí se introduce cierto grado de incertidumbre a traves de la posibilidad de expresar la existencia de un evento inesperado. En este caso el arma puede ser disparada o no dependiendo del azar. En la representación de problema ademas de los predicados antes descriptos para nuestra representación del mundo utilizaremos el predicado ($\text{Change}^{+-}_{On}(p, I)$ para indicar el cambio de la propiedad p en el intervalo I. Esto implica un momento o intervalo inmediatamente anterior a I en el cual la propiedad tenia el valor contrario.

Usaremos el método estándar de comparación de argumentos denominado especificidad. Dado que hay varias combinaciones posibles en las referencias temporales y lo importante es que las tesis sean contradictorias sobre una porción de la recta temporal pediremos que la interseccción de las referencias temporales involucradas en las respectivas tesis de los argumentos en conflicto sea no vacía. Sea $\mathcal{D}^{\mathcal{T}} = \{a \in Lit(\mathcal{K}^{\mathcal{T}} \cup \Delta^{\mathcal{T}}) : \mathcal{K}^{\mathcal{T}} \cup \Delta^{\mathcal{T}\downarrow} \mid\!\sim a\}$ donde $Lit(\mathcal{K}^{\mathcal{T}} \cup \Delta^{\mathcal{T}})$ es el conjunto de instancias basicas de literales que pueden construirse con átomos y predicados de $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}$ y $\Delta^{\mathcal{T}}$.

Definición **17** Dado $\langle A_1, h_1\rangle$,$\langle A_2, h_2\rangle \in$ $\textbf{TAStruc}(\Delta^{\mathcal{T}\downarrow})$, diremos que A_1 para h_1 es *estrictamente más especifico que* A_2 para h_2 *en un momento* i, denotado $\langle A_1, h_1\rangle \succ_{\textbf{tspec}} \langle A_2, h_2\rangle$, si y solo si:

1. $\rho_{h_1} \cap \rho_{h_2} \neq \emptyset$,
2. para todo $S \subseteq \mathcal{D}^{\mathcal{T}}$ if $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \cup A_1 \mid\!\sim h_1$
   y $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \not\mid\!\sim h_1$ (S activa no trivialmente $\langle A_1, h_1\rangle$)
   luego: $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \cup A_2 \mid\!\sim h_2$ (S activa $\langle A_2, h_2\rangle$)
3. existe $S \subseteq \mathcal{D}^{\mathcal{T}}$ tal que: $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \cup A_2 \mid\!\sim h_2$
   y $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \not\mid\!\sim h_2$ (S activa no trivialmente $\langle A_2, h_2\rangle$)
   y $\mathcal{K}^{\mathcal{T}}_G \cup S \cup A_1 \not\mid\!\sim h_1$ (S no activa $\langle A_1, h_1\rangle$)

■

A continuación brindamos la formalización de problema como es presentada en [AF94]:

$$\begin{array}{ll} \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_0) & \text{Do}_{\mathcal{I}}(loading, I_1) \\ \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_0) & \text{Do}_{\mathcal{I}}(spinning, I_2) \\ & \text{Do}_{\mathcal{I}}(shooting, I_3) \end{array}$$

$(RTS1)$ $\forall_{\mathcal{I}} I\ (\text{Do}_{\mathcal{I}}(loading, I) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(load, I))$
$(RTS2)$ $\forall_{\mathcal{I}} I\ (\text{Do}_{\mathcal{I}}(shooting, I) \wedge \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I)) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I)$
$(RTS3)$ $\forall_{\mathcal{I}} I\ (\text{Do}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I)$
$(RTS4)$ $\forall_{\mathcal{I}} I, I'(\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(load, I) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I') \wedge \text{MEETS}(I, I')$
$(RTS5)$
$\forall_{\mathcal{I}} I, I'(\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I) \wedge \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I') \wedge \text{MEETS}(I, I'))$

$(RTS6) \forall_{\mathcal{I}} I, I'(\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I) \wedge \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I) \succ\!\!- \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I') \wedge \text{MEETS}(I, I'))$

$$(RTS7)\quad \forall_{\mathcal{I}} I, I' \ (\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \ (\text{Change}^{+-}_{On}(loaded, I') \vee \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I') \wedge \ \text{MEETS}(I, I')))$$

$$(RTS8)\quad \forall_{\mathcal{I}} I, I' \ (\text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I) \wedge \text{Change}^{+-}_{On}(loaded, I) \succ\!\!- \ \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I') \wedge \ \text{MEETS}(I, I')))$$

$\text{MEETS}(I_0, I_1) \wedge \ \text{MEETS}(I_1, I_2) \wedge \ \text{MEETS}(I_2, I_3) \wedge \ \text{MEETS}(I_3, I_4)$
$\forall_{\mathcal{A}} a \forall_{\mathcal{I}} I, I_1, I_2, I_3 (\text{Do}_{\mathcal{I}}(a, I) \leftrightarrow ((a = loading \wedge I = I_1) \vee (a = spinning \wedge I = I_2) \vee (a = shooting \wedge I = I_3)))$

Podemos demostrar que $\exists_{\mathcal{I}} \ I \ \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I) \wedge \text{MEETS}(I_3, I)$ si consideramos $\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \text{Change}^{+-}_{On}(loaded, I')$ porque interrumpimos la persistencia de “loaded” y el disparo puede ser realizado pero el evento esperado no ocurre como resultado de la acción (ver figura 1).

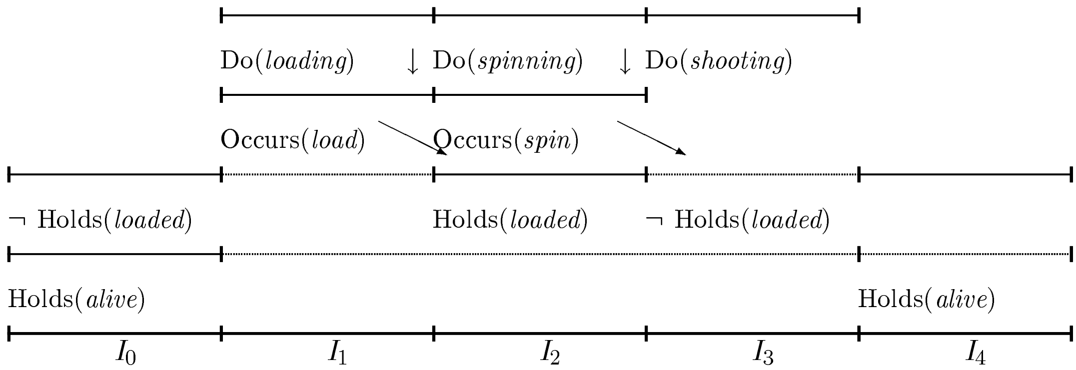


Figura 1: Russian Turkey Shoot Problem: demostrando $\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)$

Podemos construir el siguiente argumento:

$$A = \ \langle\{\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_0) \wedge (end(I_0) < begin(I_4)) \wedge \mathbf{not}\text{Change}^{+-}_{On}(alive, [end(I_0), end(I_4)]) \succ\!\!- \ \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)\}, \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)\rangle$$

lo cual es representado en el árbol de la figura 2:

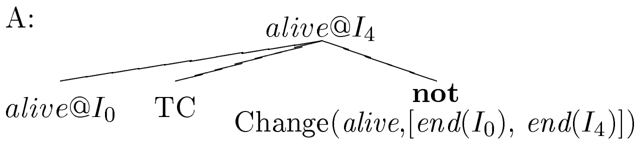


Figura 2: Arbol del argumento para $alive@I_4$.

Si en su lugar consideramos $\text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I)$ tenemos una demostración para $\exists_{\mathcal{I}} \ I \ \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I) \wedge \text{MEETS}(I_3, I)$ porque después que el revólver es cargado y permanece así por el siguiente axioma de persistencia:

$$\forall_{\mathcal{P}} \ p \ \exists_{\mathcal{I}} \ I \ (\text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I) \wedge \forall_{\mathcal{I}} \ I'(\text{MEETS}(I, I') \wedge \mathbf{not}\text{Change}^{+-}_{On}(p, I')) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(p, I')) \tag{8}$$

el disparo puede ser realizado en I_3 obteniendose $\neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)$ por usar (RTS2) y (RTS6) (ver figura 3).

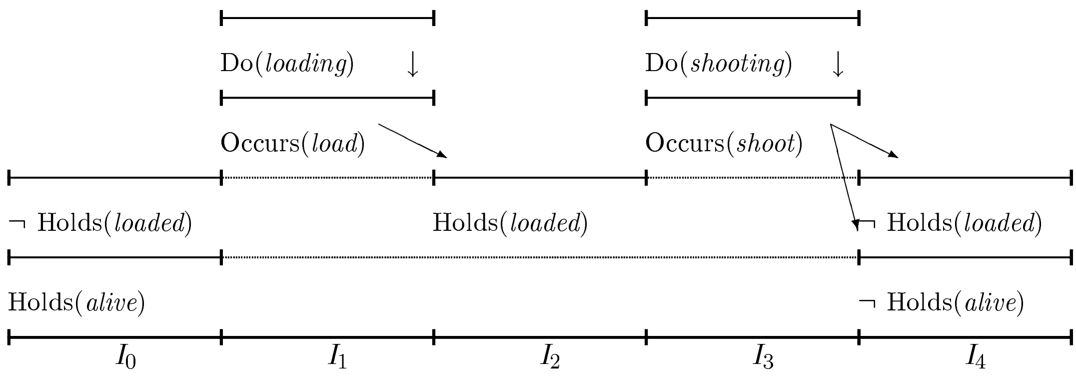


Figura 3: Russian Turkey Shoot Problem: demostrando $\neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)$

Hay otro argumento basado en la persistencia de loaded como en el Yale Shooting Problem estándard si no consideramos el axioma de spinning (ver figura 4).

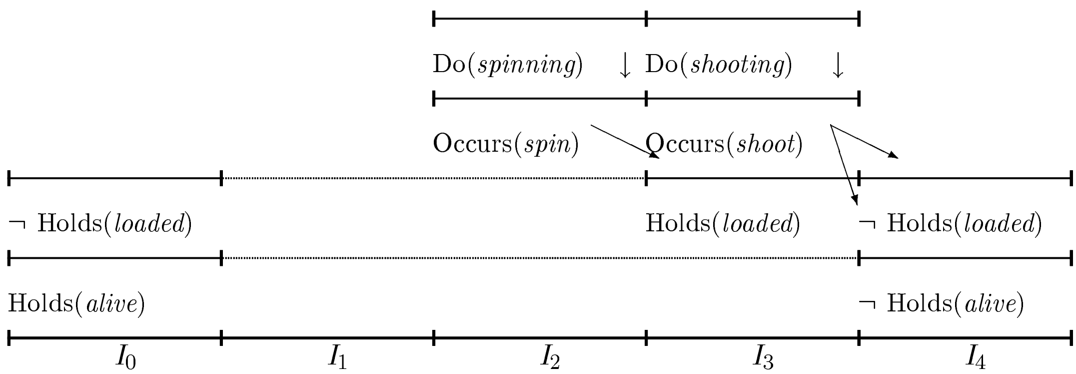


Figura 4: Russian Turkey Shoot Problem: demostrando $\neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)$

Podemos construir el siguiente argumento:

$$B_1 = \langle\{\text{Do}_{\mathcal{I}}(loading, I_1) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(load, I_1), \quad \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(load, I_1) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_2)\}, \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_2)\rangle$$

$$B_2 = \langle\{\text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_2) \wedge (end(I_0) < begin(I_3)) \wedge \mathbf{not}\text{Change}^{+-}_{On}(loaded, [end(I_0), end(I_3)]) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)\}, \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)\rangle$$

$$B_3 = \langle\{\text{Do}_{\mathcal{I}}(shooting, I_3) \wedge \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I_3)\}, \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I_3)\rangle$$

$$B_4 = \langle\{\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_0) \wedge (end(I_0) < begin(I_3)) \wedge \mathbf{not}\text{Change}^{+-}_{On}(alive, [end(I_0), end(I_3)]) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_3)\}, \text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_3)\rangle$$

$$C = \langle\{\text{Do}_{\mathcal{I}}(spinning, I_2) \succ\!\!- \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I_2), \quad \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I_2) \succ\!\!- \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)\}, \text{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)$$

$$B = \langle\{\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_3) \wedge \text{Occurs}_{\mathcal{I}}(shoot, I_3) \wedge \ \text{MEETS}(I_3, I_4) \succ\!\!- \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)\}, \neg\text{Holds}_{\mathcal{I}}(alive, I_4)\rangle$$

Los argumentos B y C serán representados en los arboles de las figuras 5 y 6:

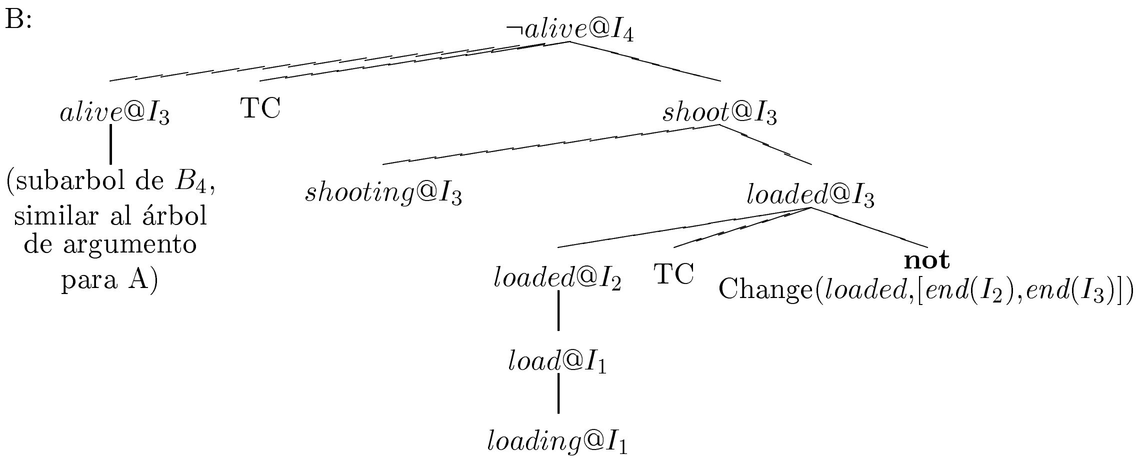


Figura 5: Arbol del argumento para $\neg alive@I_4$.

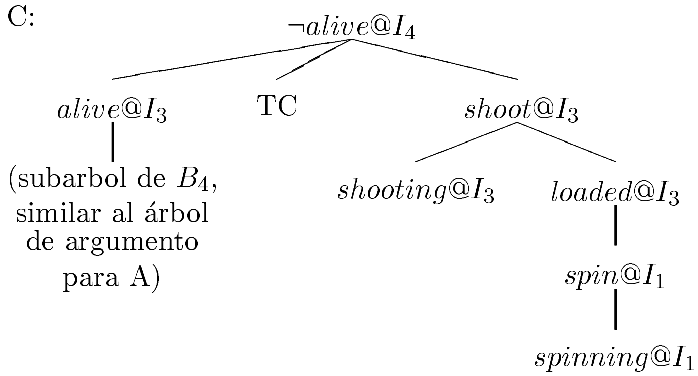


Figura 6: Arbol del argumento para $\neg alive@I_4$.

Si consideramos la regla $\mathrm{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I') \wedge \mathrm{MEETS}(I, I')$, entonces podemos usar B_2 o D para construir $B \bowtie_{\mathcal{K}^{\mathcal{T}}} A$, $B \succ_{\mathbf{tspec}} A$ y $B \gg_{\mathbf{tdef}} A$. Pero, si en cambio usamos $\mathrm{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I) \succ\!\!- \mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I') \wedge \mathrm{MEETS}(I, I')$, el girar el tambor descarga el revólver y tenemos :

$$\begin{array}{lll} D_2 = & \langle\{\mathrm{Do}_{\mathcal{I}}(spinning, I_2) \succ\!\!- & \mathrm{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I_2), \\ & \mathrm{Occurs}_{\mathcal{I}}(spin, I_2) \succ\!\!- & \mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I_3)\}, \\ & & \mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I_3)\rangle \end{array}$$

$$\begin{array}{ll} D = \langle\{\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_2) \wedge & \mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I_3) \succ\!\!- \neg\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)\}, \\ & \qquad\qquad\qquad\qquad\qquad \neg\mathrm{Holds}_{\mathcal{I}}(loaded, I_3)\rangle \end{array}$$

representado en el árbol 7:

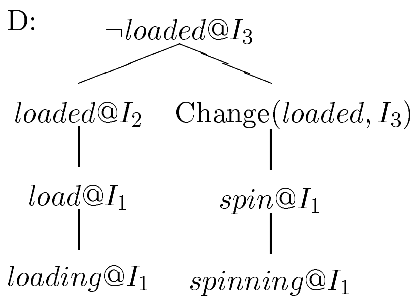


Figura 7: Arbol del argumento para $\neg loaded@I_3$.

luego $\mathbf{not}\mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I_3)$ no puede ser justificado porque tenemos un argumento para $\mathrm{Change}^{+-}_{On}(loaded, I_3)$ a través de D. De esta forma el argumento B no puede ser construído y A es el argumento preferido.

5 Conclusiones

Hemos presentado una extensión al sistema argumentativo ofrecido en [AS94] que permite razonar temporalmente usando las nociones de instantes e intervalo. Anteriores propuestas, [AS94] y [FA94], solo podían ser utilizadas o bien con instantes o con intervalos. Además, se ha analizado el problema que introduce la ley de homogeneidad sobre propiedades en el proceso argumentativo, aspecto computacional que no ha sido considerado en propuestas anteriores.

Referencias

[AF94] James Allen and George Ferguson. Actions and events in interval temporal logic. *Journal of Logic and Computation*, 4:531–579, 1994.

[AH89] James Allen and Patrick Hayes. Moments and points. *Computational Intelligence*, 5:225–238, 1989.

[All84] James Allen. Towards a general theory of action and time. *Artificial Intelligence*, 23:123–154, 1984.

[All91] James Allen. Temporal reasoning and planning. In J. Allen, H. Kautz, R. Pelavin, and J. Tenenberg, editors, *Reasoning About Plans*, pages 1–68. Morgan Kaufmann, San Mateo, California, 1991.

[AS94] J. C. Augusto and G. R. Simari. Un sistema argumentativo con referencias a momentos de tiempo. In *Proceedings de las 23as Jornadas Argentinas en Informática e Investigación Operativa (JAIIO 94)*, pages 81–92. SADIO, Buenos Aires, 1994.

[Aug98] Juan Carlos Augusto. *Razonamiento Rebatible Temporal*. PhD thesis, Departamento de Cs. de la Computación, Universidad Nacional del Sur, Bahia Blanca, Argentina, 1998.

[Dav78] Donald Davidson. The logical form of action sentences. In N. Rescher, editor, *The Logic of Decision and Action*. University of Pittsburgh Press, 1978.

[FA94] G. Ferguson and J. Allen. Arguing about plans: Plan representation and reasoning for mixed-initiative planning. In *Proceedings of Second Conference on AI Planning Systems*, 1994.

[FS96] M. Falappa and G. Simari. Revisión de bases de conocimiento utilizando explicaciones externas.

[Gal90] Antony Galton. A critical examination of Allen's theory of action and time. *Artificial Intelligence*, 42:159–188, 1990.

[Ham72] C.L. Hamblin. Instants and intervals. In F. Haber J. Fraser and G. Muller, editors, *The Study of Time*, pages 324–328. Springer Verlag, New York, 1972.

[SA95] G. R. Simari and J. C. Augusto. On the construction of temporal arguments. In *Proceedings de la XV Conferencia Internacional de Ciencias de la Computación (SCCC'95)*, pages 402–413. Arica, Chile, 1995.

[SL92] Guillermo Simari and Ronald Loui. A mathematical treatment of defeasible reasoning and its implementation. *Artificial Intelligence*, 53:125–157, 1992.