DOI 10.36446/af.e500

MARCOS DE ARGUMENTACIÓN: RELACIONANDO PRINCIPIOS PARA LA EVALUACIÓN DE LAS SEMÁNTICAS CON JUEGOS DE JUSTIFICACIÓN DE ARGUMENTOS

Argumentation Frameworks: Relating Principles for Semantics Evaluation with Argument Justification Games

Gustavo Adrián Bodanza [a, b]
https://orcid.org/0000-0001-6254-7683
gbodanza@iiess-conicet.gob.ar

[a] Departamento de Humanidades, Universidad Nacional del Sur, Bahía Blanca, Argentina
[b] Instituto de Investigaciones Económicas y Sociales del Sur, Universidad Nacional del Sur, Consejo Nacional de Investigaciones Científicas y Técnicas, Bahía Blanca, Argentina

Resumen

Los marcos de argumentación son modelos de argumentación derrotable desarrollados en el campo de la inteligencia artificial para analizar la justificación de argumentos según su interacción por medio de ataques. Las semánticas de extensiones para los marcos de argumentación son criterios para sancionar uno (punto de vista escéptico) o varios (punto de vista crédulo) subconjuntos de argumentos justificados. Una forma de evaluar diferentes semánticas de extensiones es considerando si satisfacen o no algunos "principios" (es decir, propiedades razonables o deseables). Además de estas semánticas, también se han propuesto enfoques de la argumentación como juegos de diálogos, a modo de teorías de prueba para encontrar argumentos justificados a través de las estrategias ganadoras de un proponente, y se han demostrado correspondencias entre juegos y extensiones. Como consecuencia, los juegos de diálogos argumentativos se pueden poner en correspondencia con los principios de las semánticas de extensiones. Sin embargo, esas correspondencias no siempre se muestran explícitamente. El objetivo de este trabajo es poner de manifiesto tales correspondencias con casos de juegos simples, uno escéptico y dos variantes de crédulos.

Palabras clave: Marcos argumentativos; Semánticas de extensiones; Juegos dialógicos.

Abstract

Argumentation frameworks are defeasible argumentation models developed in the field of artificial intelligence to analyze the justification of arguments according to their interaction through attacks. Extension semantics for argumentation frameworks are criteria for sanctioning one (skeptical point of view) or several (credulous point of view) subsets of justified arguments. One way to evaluate different extension semantics is by considering whether or not they satisfy some "principles" (that is, reasonable or desirable properties). In addition to these semantics, approaches to argumentation such as dialogue games have also been proposed, as proof theories to find justified arguments through the winning strategies of a proponent, and correspondences between games and extensions have been demonstrated. As a consequence, argumentative dialogue games can be put into correspondence with the principles of extension semantics. However, those correspondences are not always explicitly available. The aim of this work is to reveal such correspondences with cases of simple games, one skeptical and two variants of credulous.

Key words: Argumentation Frameworks; Extension Semantics; Dialogue Games.

Introducción

La argumentación abstracta es una teoría de la argumentación derrotable desarrollada en el campo de la Inteligencia Artificial (Atkinson, Baroni, Giacomin, Hunter, Prakken, Reed, Simari, Thimm & Villata, 2017; Rahwan & Simari, 2009), en la que la interacción entre argumentos que se atacan se analiza independientemente de otros detalles. Un marco de argumentación (Dung, 1995) se modela simplemente como un par $\langle A, R \rangle$, donde A es un conjunto de entidades abstractas, los *argumentos*, y R es una relación binaria arbitraria sobre A, la relación de *ataque*. El propósito es determinar qué argumentos están justificados (sobreviven o ganan) en el marco. Para ello, se consideran *semánticas de extensiones*, que son criterios que definen formalmente subconjuntos de argumentos que pueden defenderse entre sí. Algunos de estos sancionan solo un subconjunto, con el objetivo de representar un criterio escéptico, mientras que otros sancionan posibles subconjuntos alternativos, con el objetivo de representar un criterio crédulo. Las diferentes intuiciones han dado lugar a una plétora de semánticas de extensiones, con el consiguiente cuestionamiento sobre cómo compararlas y evaluarlas. Luego, Baroni y Giacomin (2007) han definido propiedades formales o "principios" que representan algunas intuiciones generales comunes sobre defensa, maximalidad, escepticismo y credulidad. Básicamente, los principios expresan propiedades que cualquier subconjunto de argumentos (i.e., extensión) de un marco argumentativo cumplirá de ser sancionado por una semántica de extensiones determinada.

Ahora bien, a pesar de que las semánticas de extensiones pretenden representar distintos criterios de defensa, los principios no aluden directamente a un modelo natural en el que se da la defensa de un argumento, esto es, el de un juego dialógico en el que un proponente y un oponente intercambian los argumentos con movimientos de ataque y contraataque. Entonces, la pregunta que nos hacemos es qué expresan tales principios, de manera velada, acerca de las posibilidades de defender un argumento en base a distintas reglas que pueden presentarse en un juego dialógico. Para responder esta pregunta es prudente, primero, señalar las relaciones ya establecidas en la literatura entre las semánticas de extensiones y juegos dialógicos. Sabemos que distintos juegos específicos se corresponden con ciertas semánticas específicas (Modgil & Caminada, 2009); y sabemos que algunas semánticas satisfacen algunos principios y otras no. De esto es fácil inferir con qué principios se corresponden ciertos juegos específicos. Lo que buscamos, en cambio, es tender un puente directo entre algunas reglas generales que pueden presentarse en distintos juegos y los principios aludidos. Esto nos dará una visión más general para favorecer la intuición de los principios como criterios de defensa.

El trabajo se organiza como sigue. Comenzaremos exponiendo el modelo de marcos argumentativos y las distintas semánticas de extensiones propuestas por Dung (1995), para luego presentar algunos de los principios enunciados por Baroni y Giacomin (2007) para la evaluación de ese tipo de semánticas. A continuación, presentamos un juego sobre un marco argumentativo con reglas básicas muy simples para mostrar cómo estas determinarán que cada posible conjunto de argumentos ganadores del proponente va a satisfacer los principios. El juego induce un comportamiento escéptico en cuanto a los argumentos que pueden justificarse, satisfaciendo un principio de admisibilidad fuerte. En la sección siguiente mostramos que comportamientos más crédulos (solo admisibilidad débil) se obtienen restringiendo las movidas del oponente para que no pueda repetir ataques, a la vez que se vuelve necesario restringir al proponente para que no incurra en autoataques violando el principio de no autoconflicto. Luego veremos un comportamiento más laxo aún, abandonando los principios de admisibilidad y restablecimiento, a través de un juego en el que el oponente esté obligado a mostrar que su ataque es parte de una "teoría" cuya justificación es más estricta que la del proponente. Finalmente, concluiremos resumiendo las conexiones entre los distintos juegos y los principios vistos.

Marcos argumentativos

Comenzamos introduciendo las intuiciones básicas que pretenden capturarse con los marcos argumentativos. Estos marcos permiten modelar situaciones como la siguiente:

a: BBC dice que hoy lloverá en Brasilia, entonces se puede inferir tentativamente que lloverá en Brasilia hoy.

b: CNN dice que hoy hará sol en Brasilia, entonces se puede inferir tentativamente que no lloverá en Brasilia hoy.

c: BBC suele ser más confiable que CNN con respecto a los pronósticos meteorológicos, entonces se puede inferir tentativamente que CNN se equivoca sobre el clima de hoy en Brasilia.

Si admitimos que los argumentos a y b se atacan entre sí y que el argumento c ataca al argumento b, podemos representar esta situación utilizando el marco de la argumentación $\langle A, R\rangle$ donde A={a, b, c} y R={(a, b), (b, a), (c, b)}.

Se pueden definir diferentes criterios para determinar cuáles serán los argumentos justificados (ganadores) según los ataques (pares ordenados en R), dando lugar así a diferentes semánticas de extensiones (Baroni, Caminada & Giacomin, 2011). Es decir, cada semántica define una clase de conjuntos de argumentos, las extensiones, que representan los argumentos vencedores en el marco de argumentación. Por ejemplo, una intuición común indica que, en el marco de arriba, el argumento c es ganador ya que no tiene atacantes (en el marco); luego, como b no puede ser defendido del ataque de c, b queda rechazado. Por su parte, a queda sin atacantes justificados, por lo que a es también ganador. Esta intuición sería representada por una semántica que sancione {a, c} como extensión de este marco.

Dung (1995) define una variedad de semánticas de extensiones basadas en la noción de aceptabilidad: dado un marco de argumentación $\langle A, R\rangle$, un argumento $a \in A$ es *aceptable* con respecto a un subconjunto de argumentos $S \subseteq A$ si, y solo si, $\forall b\ [(b \in A\ \&\ (b, a) \in R) \rightarrow \exists c\ (c \in S\ \&\ (c, b) \in R)]$ (es decir, S puede "defender" a de cualquier ataque). Usando esta noción, Dung define, entre otras, las siguientes semánticas:

- *preferida*: cualquier conjunto máximamente (c.r.a $\subseteq$) admisible. Un conjunto S de argumentos es *admisible* si, y solo si, todos los argumentos de S son aceptables con respecto a S y S está *libre de conflictos*, es decir, no hay dos argumentos a,b $\in S$ tales que (a, b)$\in R$.
- *grounded*: el mínimo (c.r.a $\subseteq$) conjunto S tal que $F(S) = S$, donde $F(S)$ = {a: a es aceptable c.r.a S}.

- *completa*: cualquier conjunto libre de conflicto S tal que $F(S) = S$.

Todas las extensiones preferidas también son completas, al igual que la extensión grounded. Además, la extensión grounded, que siempre es única, está incluida en cada extensión preferida (ver Dung, 1995).

Ejemplo. Dado el marco de argumentación $\langle\{a, b\}, \{(a, b), (b, a)\}\rangle$, la semántica preferida produce las extensiones $\{a\}$ y $\{b\}$, lo que puede interpretarse como que a y b están igualmente justificados y se puede elegir cualquiera de ellos (pero no ambos), mientras que la semántica grounded produce la extensión vacía, que puede interpretarse como un rechazo de ambos argumentos. En este sentido, la semántica preferida representa un comportamiento "crédulo" y la grounded uno "escéptico" (Doutre & Mengin, 2004). En algunos marcos de argumentación, sin embargo, ambas semánticas pueden coincidir. Por ejemplo, en $\langle\{a, b, c\}, \{(a, b), (b, a), (c, b)\}\rangle$, tanto la semántica preferida como la grounded sancionan la única extensión $\{c, a\}$.

Principios para las semánticas de extensiones

Desde el enfoque general de Baroni y Giacomin (2007), las diferentes semánticas de extensiones se pueden evaluar según ciertas propiedades o "principios" que satisfacen. Aquí nos enfocaremos en las cuatro propiedades que se relacionan con una idea de defensa, más un criterio de racionalidad mínima que rechaza el conflicto interno.

Admisibilidad. Una semántica de extensiones Σ satisface *admisibilidad* si para cada marco de argumentación $AF = \langle A, R\rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

$$a \in \Delta \rightarrow \forall b \in A \ [(b, a) \in R \rightarrow \exists c \ (c \in \Delta \ \& \ (c, b) \in R)] \qquad \text{(P1)}$$

(es decir, cada argumento en una extensión puede ser defendido por esa extensión).

Dado un marco de argumentación $F = \langle A, R\rangle$, $a \in A$ es *fuertemente defendido* en $S \subseteq A$ (en símbolos, $fd(a, S)$) si, y solo si $\forall b \in A \ [(b, a) \in R \rightarrow \exists c \ (c \in S \setminus \{a\} \ \& \ ((c, b) \in R \ \& \ fd(c, S \setminus \{a\})]$.[1]

Admisibilidad fuerte. Una semántica de extensiones Σ satisface *admisibilidad fuerte* si para cada marco de argumentación $AF = \langle A, R\rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

[1] Nótese que $fd(.)$ se define de forma recursiva.

$a \in \Delta \rightarrow fd(a, \Delta)$ (P2)

(es decir, cada argumento en una extensión puede ser defendido por otros argumentos en esa extensión).

Restablecimiento. Una semántica de extensiones Σ satisface *restablecimiento* si para cada marco de argumentación $AF = \langle A, R\rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

$\forall b \in A\ [(b, a) \in R \rightarrow \exists c\ (c \in \Delta\ \ \&\ (c, b) \in R)] \rightarrow a \in \Delta$ (P3)

(es decir, si una extensión puede defender a, entonces a pertenece a esa extensión).

Restablecimiento débil. Una semántica de extensiones Σ satisface *restablecimiento* débil si para cada marco de argumentación $F = \langle A, R\rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

$fd(a, \Delta) \rightarrow a \in \Delta$ (P4)

(es decir, si a puede ser defendido por un argumento diferente en una extensión, entonces pertenece a esa extensión).

A estas propiedades agregamos la siguiente:

No autoconflicto. Una semántica de extensiones Σ satisface *no autoconflicto* si para cada marco de argumentación $AF = \langle A, R\rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

$a, b \in \Delta \rightarrow (a, b) \notin R$ (P5)

(es decir, todas las extensiones están libres de conflictos).

El siguiente resultado es inmediato:

Lema 1.
1. Si una semántica de extensiones satisface admisibilidad fuerte, entonces satisface admisibilidad.
2. Si la semántica de extensiones satisface restablecimiento, entonces satisface restablecimiento débil.

El punto que queremos enfatizar ahora es que las propiedades anteriores pueden entenderse naturalmente en términos de un juego en el que un proponente intenta defender un argumento contra los ataques de un oponente. De hecho, tanto las propiedades relacionadas con la admisibilidad como con el restablecimiento (P1-P4) están claramente referidas a intuiciones sobre la defensa, mientras que la propiedad de no autoconflicto (P5) está relacionada con una demanda de racionalidad básica en la línea de argumentación del proponente. En ese sentido, creemos que la principal forma conceptual de presentar esas propiedades es con respecto a las posibles estrategias de un proponente dentro de los límites impuestos por las reglas del juego de argumentación, más que con respecto a las semánticas de extensiones. Hacer clara esa correspondencia es el propósito en este trabajo. Conceptos como defensa, restablecimiento y no autoconflicto no se refieren, según nuestra intuición, a propiedades de argumentos o conjuntos de argumentos, sino a actitudes y decisiones sobre argumentos, que son realizadas por los argumentadores en el contexto de una actividad dialógica bajo restricciones de racionalidad, con el objetivo de establecer una conclusión, tesis, decisión práctica, etc. Por ejemplo, la admisibilidad fuerte (P2) puede interpretarse como una exigencia al proponente de que no repita sus argumentos (una prevención de una especie de falacia de *petitio principii*). Metodológicamente, esto sugiere el enfoque de buscar propiedades deseables para la evaluación de argumentos con respecto al comportamiento de los agentes en tales contextos de discusión. Por lo tanto, eso se puede hacer sin referencia a las semánticas de extensiones.

A continuación, presentaré un juego argumentativo que intenta construir una teoría de prueba para la justificación de argumentos. El propósito es mostrar cómo se puede evaluar el comportamiento en un juego a través de las propiedades semánticas o principios presentados anteriormente, pero sin el compromiso de mostrar una correspondencia completa con cualquier semántica de extensiones dada (incluso si existe). Antes bien, los principios estarán relacionados con las reglas que rigen las movidas posibles de los jugadores. Un punto importante en la propuesta es procurar reglas de juego solo en base a posibilidades lógicas y no a posibilidades computacionales. Esto se debe a que, en general, el enfoque de los juegos de diálogo sobre marcos argumentativos se ha desarrollado en la inteligencia artificial, con un obvio interés en la eficiencia algorítmica. Entonces es común observar reglas que, por ejemplo, inhiben ciertas jugadas, pero no queda claro si estas obedecen a una condición necesaria para obtener un tipo de defensa particular o simplemente a una necesidad o conveniencia computacional.

Juego de justificación de argumentos

Consideraré una caracterización basada en la elección estratégica de argumentos en un juego entre un proponente y un oponente de manera que un argumento esté justificado cuando, dadas las reglas del juego, el proponente tenga una estrategia ganadora para defender ese argumento. Primero definiré un juego de justificación genérico al que se pueden agregar nuevas reglas para capturar los diferentes principios. La siguiente definición está parafraseada de Viglizzo, Tohmé y Simari (2009).

Un juego extenso con información perfecta $G = \langle N, H, P, (U_i)_{i \in \mathrm{N}} \rangle$ consta de:

- Un conjunto N, el conjunto de jugadores.
- Un conjunto H de secuencias (finito o infinito) que satisface las siguientes tres propiedades:
- La secuencia vacía $\emptyset$ está en H.
- Si $(a_k)_{k=1,\dots,K} \in H$ (donde K puede ser infinito) y $L < K$, entonces $(a_k)_{k=1,\dots,L} \in H$.
- Si una secuencia infinita $(a_k)_{k=1}^{\infty}$ satisface $(a_k)_{k=1,\dots,L} \in H$ para cada entero positivo L, entonces $(a_k)_{k=1}^{\infty} \in H$.

Los miembros de H se llaman *historias*. Cada componente a_k de una historia es una *acción* tomada por un jugador. Una historia $(a_k)_{k=1,\dots,K} \in H$ es *terminal* si es infinita o no existe a_{K+1} tal que $(a_k)_{k=1,\dots,K+1} \in H$. El conjunto de historias terminales es denotado con Z. También llamaremos *terminal* al último argumento de una historia terminal finita.

- Una función $P\colon H \setminus Z \rightarrow N$ que indica, para cada historia en H, cuál de los jugadores toma el turno luego de esa historia.
- Funciones de utilidad $U_i : Z \rightarrow R$ para cada jugador $i \in N$ que asignan, para cada historia terminal y para cada jugador, el pago de ese jugador luego de esa historia.

También podemos definir H como un árbol con raíz $\emptyset$ y nodos etiquetados por la función P, con las hojas etiquetadas por las funciones U_i, $i \in N$. Los elementos a_k se identifican con los arcos del árbol. Cada rama particular desde la raíz es una historia, en la que los arcos son las acciones consecutivas elegidas por los jugadores. Después de cualquier historia no terminal y, el jugador $P(y)$ elige una acción del conjunto $\{a$: la secuencia y seguida de a está en $H\}$.

Un *juego de justificación (escéptica)* sobre un argumento $x \in A$ es un juego extenso con información perfecta con dos jugadores. A estos dos jugadores los llamaremos *proponente* y *oponente*. El juego se define de la siguiente manera:

- $P(\emptyset)$ = proponente.
- La acción que realiza el proponente en la raíz del árbol es x.
- Las acciones después de una historia no terminal h son los argumentos a tales que $(a, b) \in R$ y b es el último componente en h. En este caso, $P(h)$ = *proponente* si h tiene longitud par y $P(h)$ = *oponente* si la longitud es impar.
- La utilidad para el *proponente* toma el valor 1 (gana) en una historia $h \in Z$ si la longitud de h es finita e impar, y toma –1 (pierde) en caso contrario. La utilidad del *oponente* es –1 veces la utilidad del proponente.

Tengamos en cuenta que algunos juegos se podrían jugar hasta el infinito debido a posibles ciclos en la relación de ataque o cadenas lineales infinitas de ataques. En tales casos el proponente no ganará el juego.

En términos generales, cada historia describe una posible partida del juego. Una *estrategia* para un jugador i es una función del conjunto de todos los nodos no terminales en el árbol formado por todos los movimientos posibles, i.e., argumentos en A, de manera que a cada nodo correspondiente a una acción (argumento) del otro jugador se le asigna una acción (argumento) para responder, de acuerdo con las reglas del juego. En otras palabras, una estrategia es un plan de acción completo en respuesta a cada posible movimiento del otro jugador. El jugador i tiene una *estrategia ganadora* para defender/refutar un argumento a si, para cualquier estrategia elegida por $-i$, el juego termina de modo que asegura a i la recompensa 1.[2] Cada estrategia elegida por un jugador determina una partición que separa las historias que no se reproducirán de aquellas entre las que se encuentra la que efectivamente se jugará si se pone en práctica dicha estrategia.

Ejemplo. Sea $AF = \langle\{a, b, c\}, \{(a, b), (b, a), (c, b)\}\rangle$. Entonces el proponente tiene una estrategia ganadora para defender a con el siguiente plan de acción: comienza jugando a; ya que el oponente solo puede responder con b, juega c después de eso. Otra estrategia para el proponente es, por ejemplo, repetir a cada vez que el oponente juega b, pero esa estrategia no es ganadora. La estrategia ganadora del proponente en este juego genera solo una historia posible, (a, b, c), ya que el oponente solo puede responder con b a a, y c es la única jugada ganadora contra b.

El juego básico que hemos definido es "escéptico", en el sentido de que siempre existe un subconjunto único de argumentos que se pueden

[2] Denotamos con $-i$ al jugador distinto de i, siguiendo la notación usual de teoría de juegos.

defender con éxito en el juego. Se pueden encontrar juegos similares en otros trabajos, incluidos Modgil y Caminada (2009), Thang, Dung y Hung, (2009), Vreeswijk y Prakken (2000), etc., aunque incluyen reglas adicionales que tienden a hacer que los juegos sean más eficientes desde un punto de vista algorítmico, preocupación que aquí no tendremos en cuenta. Por ejemplo, el juego escéptico en Modgil y Caminada (2009) incluye la prohibición de que el proponente repita sus argumentos. Si bien este requisito tiene implicaciones sobre la imposibilidad de defensas cíclicas, su principal objetivo es garantizar la finalización del juego. En nuestro caso, en cambio, no necesitamos que el juego termine: simplemente, si el proponente repite cíclicamente sus argumentos no ganará porque el juego no finalizará nunca (ver Proposición 2). Esto quiere decir que la regla que inhibe las repeticiones del proponente no es necesaria, por ejemplo, para garantizar defensas en procura de la admisibilidad fuerte.

Relaciones entre el juego de justificación y los principios

Para cualquier historia h generada por una estrategia ganadora del proponente (si tiene una), sea h^p el conjunto que recopila todos los argumentos que el proponente jugará en h.[3] En el ejemplo anterior, dado que la única historia generada por la estrategia ganadora del proponente es (a, b, c), tenemos $(a, b, c)^p = \{a, c\}$. Un resultado simple, pero que será importante para otros resultados, es que el proponente tiene una estrategia ganadora para cada argumento de h^p.

Lema 2. En un juego de justificación escéptica, si el proponente tiene una estrategia ganadora g, entonces el proponente tiene una estrategia ganadora para cada argumento de h^p, para cada historia h generada por g.

Prueba. Por el absurdo, sea h^p una estrategia ganadora del proponente y sea $a \in h^p$ un argumento para el que el proponente no tiene una estrategia ganadora. Entonces el oponente puede responder a a con un argumento b para el cual el proponente no tiene una respuesta ganadora. Esto podría ocurrir en solo dos casos: i) a está involucrada en un ciclo de R, de modo que los ataques y respuestas no escapan del ciclo. Pero entonces el juego no termina (no hay nodo terminal), lo que contradice que h^p es una estrategia ganadora. ii) a no está involucrada en un ciclo.

[3] Haciendo un pequeño abuso del lenguaje, diremos también que h^p es una estrategia ganadora del proponente.

Pero entonces el oponente dispondría de un argumento terminal que le daría una estrategia ganadora. Pero esto contradice también que h^p es una estrategia ganadora del proponente. ■

El primer resultado en relación a los principios de Baroni y Giacomin (2007) es que h^p es un conjunto libre de conflictos.

Proposición 1. En un juego de justificación escéptica, si el proponente tiene una estrategia ganadora g, entonces para cada historia h generada por g, el conjunto h^p satisface la propiedad (P5).

Prueba. Supongamos lo contrario (h^p no está libre de conflictos). Entonces existen argumentos a, $b \in h^p$ tales que b ataca a. Según el Lema 2, existe una estrategia ganadora para defender b y el oponente puede usar esa estrategia. Pero entonces no puede haber una estrategia ganadora para defender a (ya que a es atacado por el argumento "ganador" b). Contradicción. ■

Cuando hablamos de admisibilidad en un juego de justificación nos referimos particularmente al conjunto formado por todos los argumentos jugados por el proponente en la defensa de un argumento determinado. Lo que nos interesa saber es si tal conjunto es admisible, en especial si la estrategia usada es ganadora.

Proposición 2. En un juego de justificación escéptica, si el proponente tiene una estrategia ganadora g para defender un argumento a, entonces para cada historia h generada por g, h^p satisface las propiedades (P1) y (P2).

Prueba. Dado el Lema 1 (1), solo tenemos que probar que la propiedad (P2) se satisface. Supongamos que el proponente tiene una estrategia ganadora g para defender a_0. Consideremos cualquier historia posible $h = (a_0, b_1, a_2, \ldots, a_{2k}, b_{2k+1}, \ldots)$ (argumentos con subíndices pares jugados por el proponente, con subíndices impares jugados por el oponente) que puede generar g y sea $h^P = \{a_0, a_2, ..., a_{2k}, \ldots\}$. Por hipótesis, existe n tal que h tiene el argumento terminal a_{2n}. Este argumento es aceptable con respecto a h^P dado que no tiene atacantes. Esto también implica que a_{2n-2} es aceptable con respecto a $\{a_{2n}\}$, a_{2n-4} es aceptable con respecto a $\{a_{2n}, a_{2n-2}\}$, ... y a_0 es aceptable con respecto a $\{a_{2n}, a_{2n-2}, ..., a_2\}$. Esto es, cada argumento en h^P es aceptable con respecto a h^P. Además, notemos que ninguna historia generada por g tiene ciclos de los cuales el proponente no pueda escapar. De otro modo, tal historia no tendría un argumento terminal, dado que en tal caso el oponente siempre tendría una movida a la que el proponente no podría responder con un argumento no atacado, contradiciendo la hipótesis. ■

Por otra parte, satisfacer las propiedades (P1) y (P2) no es una condición suficiente para que el proponente tenga una estrategia ganadora para cualquier argumento de las extensiones. Como contraejemplo, podemos ver que en el marco de argumentación $\langle \{a_n\}_{n\in\omega}, \{(a_{j+1}, a_j)\}_{j\in\omega} \rangle$, donde hay infinitos argumentos y cada argumento es atacado por otro, cada argumento es fuertemente defendible, pero el proponente no tiene estrategias ganadoras para defenderlos. Este no es el caso si el número de argumentos es finito.

Proposición 3. Sea $AF = \langle A, R\rangle$. Si $\Delta \subseteq A$ es finito y satisface las propiedades (P1) y (P2), entonces para cada $a\in\Delta$, el proponente tiene una estrategia ganadora para defender a en un juego de justificación escéptica.

Prueba. Sea $\Delta\subseteq A$ un conjunto finito que satisface las propiedades (P1) y (P2). Como satisface admisibilidad fuerte (P2), todo argumento en Δ o bien no tiene atacantes, o bien cada ataque termina en una defensa, directa o indirecta[4], por parte de un argumento no atacado de Δ. Es claro que tal secuencia ofrece una estrategia ganadora para el proponente. ■

Para relacionar ahora las estrategias ganadoras del proponente en este juego con el restablecimiento, recordemos la función característica del sistema de Dung. La función F aplicada a un conjunto de argumentos S devuelve todos los argumentos que son aceptables con respecto a S. Si $F(S) = S$, entonces se dice que S es un punto fijo de F. Baroni y Giacomin (2007) observan que toda semántica cuyas extensiones son puntos fijos de F (lo que equivale a decir que son extensiones completas) satisface restablecimiento (P3) y, por lo tanto, restablecimiento débil (P4).

Lema 4. (Baroni & Giacomin, 2007) Si $\Delta = F(\Delta)$ para cada extensión Δ de una semántica Σ, entonces Σ satisface las propiedades (P3) y (P4).

Veamos, entonces, cuál es la relación entre las estrategias ganadoras del proponente en un juego de justificación y los puntos fijos de F. Si el proponente tiene una estrategia ganadora para defender a,

[4] Decimos que *a defiende indirectamente* a *b* si existe una secuencia finita de longitud impar $x_0, \ldots, x_{2n}$ (n>0) tal que x_{i+1} ataca a x_i $(0 \leq i < 2n)$, $x_0 = a$ y $x_{2n} = b$.

entonces a pertenece a cada punto fijo de F. Esto se sigue del hecho de que a pertenece al menor punto fijo (c.r.a ⊆). El menor punto fijo se obtiene mediante aplicaciones iteradas de F sobre el conjunto vacío de argumentos. Es decir, $F(\emptyset)$ devuelve todos los argumentos que no son atacados; $F(F(\emptyset))$ devuelve todos los argumentos defendidos por los argumentos en $F(\emptyset)$; ..., $F(F(\dots F(\emptyset)\dots))$ devuelve todos los argumentos defendidos por los argumentos en $F(\dots F(\emptyset)\dots)$. Además, la clase de todos los puntos fijos de F forma un reticulado con respecto a $\subseteq$, lo que implica que el menor punto fijo está incluido (⊆) en cada punto fijo.[5]

Lema 5. En un juego de justificación escéptica, si el proponente tiene una estrategia ganadora para defender un argumento $a \in A$, entonces $a \in S$ para cualquier $S \subseteq A$ tal que $S = F(S)$.

Prueba. Sea $S \subseteq A$ tal que $S = F(S)$. Supongamos que el proponente tiene una estrategia ganadora g para defender a y sea h^P el conjunto de todos los argumentos jugados por el proponente en una historia h generada por g. Tengamos en cuenta que el argumento terminal en h^P es no atacado, entonces pertenece a $F(\emptyset)$. Ahora, cualquier otro argumento $a' \in h^P$ es tal que para cada argumento b que ataca a a' existe un entero positivo j tal que algún argumento de $F^{j}(\emptyset)$ ataca b, por lo tanto $a' \in F^{j+1}(\emptyset)$. Entonces, por construcción, a pertenece al menor punto fijo de F. En consecuencia, dado que la clase de puntos fijos de F forma un reticulado con respecto a $\subseteq$, para cada subconjunto $S \subseteq A$ tal que $S = F(S)$, $a \in S$. ■

Proposición 4. Sea Σ una semántica tal que para cada extensión Δ, $F(\Delta) = \Delta$. En un juego de justificación escéptica, si el proponente tiene una estrategia ganadora para defender un argumento a, entonces $a \in \Delta$ para cada extensión Δ de Σ.

Prueba. Se deriva inmediatamente de los Lemas 4 y 5. ■

Sin embargo, la conversa de la Proposición 4 es falsa. Como contraejemplo podemos ver el siguiente caso.

Ejemplo. El marco de argumentación $\langle\{a, b, c, d\}, \{(a, b), (b, a), (a, c), (b, c), (c, d)\}\rangle$ tiene dos extensiones preferidas: $\{a, d\}$ y $\{b, d\}$ (ambas son puntos fijos de F); sin embargo d, que pertenece a ambas extensiones, no se puede defender con una estrategia ganadora en un juego de justificación escéptica.

[5] Esto está garantizado por el teorema de puntos fijos de Tarski (1955) y el hecho de que F es monótona, es decir, $S \subseteq S'$ implica $F(S) \subseteq F(S')$ (Dung, 1995, p. 330, Teorema 25 (3)).

Este ejemplo nos lleva a analizar el caso de juegos más crédulos, donde d puede hallar justificación. Luego volveremos sobre las propiedades de admisibilidad y restablecimiento para analizar lo que ocurre con estos juegos.

Juegos de justificación crédula

Como hemos dicho, el juego definido es escéptico, en el sentido de que siempre hay un único conjunto máximo de argumentos que pueden ser defendidos por el proponente con estrategias ganadoras. Para obtener comportamientos más crédulos, esto es, aceptar más de un conjunto máximo de argumentos defendibles, es necesario introducir nuevas reglas, particularmente para restringir los ataques del oponente. Prohibiendo al oponente usar un mismo argumento más de una vez en la misma historia de juego, el proponente podrá defender argumentos involucrados en ciclos de longitud par mediante defensas recurrentes o autodefensas. El sentido de esta regla es que el oponente no puede insistir con ataques infructuosos. Por otra parte, en caso de que existan ciclos de longitud impar, el proponente podría incurrir en autoataques. Para evitar esto, es necesaria alguna otra regla, por ejemplo, que el proponente tampoco pueda usar argumentos ya usados por el oponente o, directa y más eficientemente, que esté inhibido de avanzar un argumento que entre en conflicto con cualquier argumento jugado por él (optaremos por esta última). El sentido de esta regla es justamente que el proponente mantenga un requisito mínimo de racionalidad no incurriendo en autoataques (manteniendo satisfecha la propiedad (P5)). Llamaremos *juego de justificación crédula* al juego que incorpora estas reglas.

Proposición 5. Sea $AF = \langle A, R \rangle$. Sea $\Delta \subseteq A$ un conjunto finito que satisface las propiedades (P1) y (P5). Entonces para cada $a \in \Delta$, el proponente tiene una estrategia ganadora para defender a en un juego de justificación crédula.

Prueba. Sea $\Delta \subseteq A$ un conjunto que satisface las propiedades (P1) y (P5). Supongamos por el absurdo que el proponente no tiene una estrategia ganadora para defender un argumento $a \in \Delta$ (el proponente no puede garantizarse un pago de 1). Se presentan casos similares a los de la prueba de la Proposición 3. Si el oponente obtiene el pago 1 entonces Δ no es admisible, ya que algún argumento de Δ no puede ser defendido. Esto contradice (P1). Si el oponente no obtiene el pago 1 (i.e., ningún jugador gana), entonces existe un ciclo de ataques que involucra a a. Si el ciclo es de longitud par, entonces en algún momento el oponente deberá repetir un ataque ya jugado. Esto viola las reglas del juego. Y si el ciclo es de longitud impar, entonces en algún momento el oponente también repetirá un argumento del oponente, lo que también viola las reglas del juego. Por lo tanto, el proponente tiene una estrategia ganadora para defender a. ■

El argumento d en el último ejemplo puede ser defendido por el proponente en un juego de justificación crédula: al ataque c del oponente, podrá responder indistintamente con a o con b, repitiendo el mismo argumento luego del segundo ataque (b o a, según el caso) y dejando sin movidas al oponente, que no podrá repetir su jugada anterior. Las jugadas del proponente no pertenecen necesariamente a todo punto fijo, pero siempre pertenecen a algún punto fijo.

Proposición 6. En un juego de justificación crédula, si el proponente tiene una estrategia ganadora para defender un argumento a, entonces $a \in \Delta$ para algún Δ tal que $\Delta = \boldsymbol{F}(\Delta)$.

Prueba. Sea g una estrategia ganadora del proponente para defender a. Primero probemos que para cualquier historia h generada por g, el conjunto de argumentos h^p usados por el proponente es admisible. Esto se sigue de que (i) h^P está libre de conflictos, dado que el proponente no puede introducir conflictos en su estrategia por las reglas del juego, y (ii) todo argumento en h^P es aceptable con respecto a h^P, ya que de otro modo el oponente tendría un modo de atacar no contestable desde h^P, lo que implicaría que h^P no corresponde a una estrategia ganadora del proponente. Ahora bien, todo conjunto admisible está contenido en algún conjunto admisible máximo (extensión preferida) y estos son, a su vez, puntos fijos de $\boldsymbol{F}$ (extensiones completas (Dung, 1995)). Por lo tanto, a pertenece a algún punto fijo de $\boldsymbol{F}$. ■

En consecuencia, y considerando lo dicho al comienzo de esta sección, tenemos que, en cualquier juego de justificación escéptico o crédulo, cualquier estrategia ganadora del proponente satisface restablecimiento y, por lo tanto, también restablecimiento débil.

Abandonando admisibilidad y restablecimiento: juego de justificación crédula débil

Aun cuando la admisibilidad permite representar un criterio de defensa crédulo, en ciertos contextos puede resultar más escéptico de lo esperado. Recordemos que la admisibilidad modela la capacidad de defender un conjunto de argumentos contra *cualquier* ataque. Un caso llamativo es el de un argumento razonable atacado por un argumento absurdo, por ejemplo, uno que se ataca a sí mismo (Figura 1).

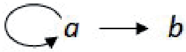

Figura 1

Aquí $\{b\}$ no es admisible ya que no puede defenderse del ataque de a, aun cuando no haya razón para aceptar a. Una intuición básica que salvaría a $\{b\}$ es que $\{b\}$ pueda defenderse de cualquier ataque al menos tan razonable como b mismo. En Bodanza y Tohmé (2009) se ha dado forma a este criterio en lo que se llamó *cogency*, una especie de admisibilidad relativa.[6] Para plantear otro ejemplo, consideremos el hecho, comúnmente aceptado por la comunidad científica (y observado por la corriente filosófica historicista de la ciencia inaugurada por Kuhn y seguida por Lakatos, Laudan, etc.), de que una teoría científica no se abandona por la existencia de anomalías inexplicables dentro de la teoría o ciertas dificultades conceptuales, sino más bien cuando la comunidad acepta otra teoría que ofrece soluciones superadoras. A los fines de ilustrar el problema, podemos ver una teoría científica como un conjunto de argumentos T y una anomalía incontestable de esta como un argumento a que ataca a algunos argumentos en T.[7] Si aplicáramos la admisibilidad como criterio de aceptación científica, entonces T debería ser rechazada. Pero, de acuerdo a lo dicho, la comunidad científica no suele abandonar una teoría ante la mera presencia de anomalías. Lo que ocurriría más bien es que T sería abandonada si se presenta otra teoría T' que ataca con éxito a T. Esto se ve también en el hecho de que en determinados períodos en la ciencia se dan teorías rivales coexistentes, porque ninguna ofrece razones suficientemente fuertes como para rechazar completamente a la otra. En términos de marcos de argumentación, estaríamos pensando en un criterio más débil según el cual no rechazamos un conjunto de argumentos a menos que haya un ataque desde otro conjunto que se imponga.

De acuerdo con esto, en Bodanza et al. (2016) se establece una propiedad (*weak cogency*) que aquí llamaremos “subadmisibilidad”. Para ello definen primero las siguientes nociones, comenzando por relativizar la de “admisibilidad”. Un conjunto de argumentos S es *tan admisible*

[6] Más recientemente, Baumann, Brewka y Ulbricht (2020) formalizan una intuición similar a través de una propiedad que llaman *weak admissibility*.

[7] Por supuesto, esto supone una reducción sobresimplificadora, que solo aceptamos con un fin ilustrativo.

como un conjunto S' si, y solo si, S' es admisible en $\langle S \cup S', R|_{S \cup S'} \rangle$ (i.e., el marco formado por $S \cup S'$ y los ataques correspondientes). Decimos que S es *estrictamente más admisible que* S' si, y solo si, S es tan admisible como S' pero S' no es tan admisible como S. Finalmente, S es *admisible uno-a-uno* si, y solo si, ningún conjunto S' es estrictamente más admisible que S.

Subadmisibilidad. Una semántica de extensiones Σ satisface *subadmisibilidad* si para cada marco de argumentación $AF = \langle A, R \rangle$ y para cada extensión Δ de la semántica Σ en AF, tenemos:

Si un conjunto S ($S \subseteq A$) es estrictamente más admisible que Δ, entonces S no es admisible uno-a-uno.

Es fácil ver que todo conjunto admisible es también subadmisible, ya que no puede haber conjuntos estrictamente más admisibles que esos. Por esta razón, los juegos escépticos y crédulos darán lugar a que se cumpla esta propiedad para las estrategias ganadoras del proponente.

El sentido de este principio desde el punto de vista de un juego de justificación es que la carga de la prueba pasa al oponente una vez que este realizó un reto que el proponente no pudo contrarrestar. El oponente, en ese punto, deberá mostrar que la "teoría" (el conjunto de argumentos) que usó para atacar la "teoría" del proponente tiene una mejor defensa. Por ejemplo, consideremos el siguiente caso donde tres "teorías", $\{a\}$, $\{b\}$ y $\{c\}$, se atacan circularmente (Figura 2).

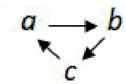

Figura 2

Supongamos que el proponente intenta defender a. Entonces el oponente ataca con c, a lo que el proponente no puede responder con b porque incurriría en un autoataque (ya que a ataca a b). Así, el ataque del oponente es exitoso en esta primera fase, pero ahora debe probar que su teoría tiene mejor justificación. Entonces, en una segunda fase el oponente asume el rol de proponente y avanza c. El proponente, en rol de oponente, ataca con b.[8] El oponente no puede ahora avanzar a porque

[8] No debe interpretarse esta movida como un compromiso del proponente con b, sino como el planteo de un problema que c debe superar para mostrar superioridad con respecto a a.

incurriría en un autoataque (¡además de admitir el argumento original del proponente!), y termina mostrando problemas similares a los del proponente en el paso anterior. Así, el juego global finaliza: el proponente puede defender (débilmente) a porque el oponente no puede atacar con una teoría mejor justificada.

El juego esbozado, que llamaré 'juego de justificación crédula débil', sigue el protocolo presentado en Bodanza et al. (2016), y es una especie de metajuego: un juego de nivel superior donde se define un ganador de acuerdo a cómo resulta una serie de hasta dos fases de juegos crédulos de nivel inferior. En resumen, el protocolo es el representado en el diagrama de flujo de la Figura 3.

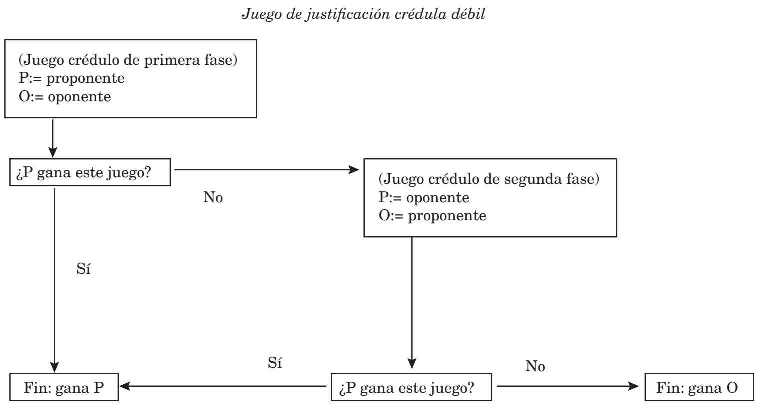

Figura 3

Este juego requiere una adaptación de la noción de "estrategia", que vamos a entender en el sentido de que cada jugador cuenta con estrategias globales que a su vez involucran estrategias locales para el juego crédulo de primera fase y, si es necesario, estrategias locales para el juego crédulo de segunda fase. El resultado buscado es que, si el proponente tiene una estrategia global ganadora, entonces la "teoría" defendida en el juego crédulo de la primera fase es un conjunto de argumentos subadmisible (Bodanza et al., 2016).

Con respecto a la propiedad de restablecimiento, consideremos que se trata de la conversa de admisibilidad, a la cual interpretamos como una propiedad que indica qué condiciones de aceptabilidad deben cumplir los argumentos usados por el proponente en una defensa. Siguiendo esa interpretación, restablecimiento indicaría qué argumentos debe poder defender el proponente en el juego teniendo garantizada la defensa de otros. El conjunto de argumentos usados por el proponente en una estrategia ganadora del juego crédulo débil no satisface la propiedad en su versión fuerte. Por un lado, en el ejemplo está claro que $\{a\}$ no es un punto fijo de F, ya que $F(\{a\})=\{c\}$, o sea, c es aceptable con respecto a $\{a\}$ y debería poder defenderlo, pero $c\notin\{a\}$. Interpretemos ahora la propiedad en términos de las posibilidades propias del juego para ver más precisamente las consecuencias:

Restablecimiento (versión estratégica). Sea Δ el conjunto de argumentos usado por el proponente en una estrategia ganadora para defender x, y sea z un argumento tal que, para todo atacante w de z, x ataca a w. Entonces Δ satisface *restablecimiento* si $\Delta\cup\{z\}=h^P$ para alguna historia h generada por una estrategia ganadora del proponente para defender z.

Para dar sentido a esta propiedad en juegos de justificación crédula débil, debemos interpretar h^P como los argumentos jugados por el proponente según la estrategia local de primera fase. Es fácil ver que en el juego de justificación crédula débil no se cumple. El mismo ejemplo anterior nos muestra que $\{a\}$ es una estrategia ganadora para defender a y, aunque a ataca al único atacante b de c, $\{a, c\}$ no es una estrategia ganadora para defender c (de hecho, por las reglas del juego, ni siquiera es una estrategia posible). La dificultad radica en que al restablecer c se violaría la propiedad de no autoconflicto. Ante este tipo de dificultades, Baroni y Giacomin (2007) proponen una versión más débil de restablecimiento, que adaptamos en referencia a un juego de la siguiente manera.

Restablecimiento no conflictivo (versión estratégica). Sea Δ el conjunto de argumentos usado por el proponente en una estrategia ganadora para defender x, y sea z un argumento tal que, para todo atacante w de z, x ataca a w. Entonces Δ satisface *restablecimiento no conflictivo* si $\Delta\cup\{z\}$ está libre de conflictos y $\Delta\cup\{z\}=h^p$ para alguna historia h generada por una estrategia ganadora del proponente para defender z.

Para ver que los juegos de justificación crédula débil dan lugar a que se cumpla esta propiedad, basta con tener en cuenta que si $\Delta\cup\{z\}$ está libre de conflictos entonces el proponente, según las reglas del juego, no tendrá ningún impedimento en jugar los argumentos de Δ para defender z. Por la misma razón, es fácil ver que también se va a cumplir la propiedad para los juegos escéptico y crédulo.

Por último, restablecimiento débil, siguiendo una interpretación estratégica similar, se cumple en el contexto de los juegos de justificación crédula débil, ya que solo exige que sean restablecidos aquellos argumentos que tienen una defensa fuerte (pero no lo exige para otros, como ocurre con los del marco de la Figura 2).

Conclusión

En este trabajo hemos intentado mostrar que los principios planteados por Baroni y Giacomin (2007) para evaluar las semánticas de extensiones de los marcos argumentativos se basan en intuiciones que pueden precisarse en términos de reglas de juegos de diálogos de justificación. Al respecto, vamos a establecer las siguientes conclusiones generales:

Primero, en cualquier juego básico de justificación sobre un marco argumentativo, esto es, donde los jugadores solo están obligados a responder con argumentos que atacan al último avanzado por el otro jugador y el juego termina cuando no hay más movidas posibles, las estrategias ganadoras del proponente determinarán aceptaciones escépticas, i.e. un único conjunto de argumentos justificados. Este conjunto respetará las propiedades de no autoconflicto, admisibilidad, admisibilidad fuerte, admisibilidad débil, subadmisibilidad, restablecimiento, restablecimiento débil y restablecimiento no conflictivo.

Segundo, juegos que permiten justificaciones más crédulas (i.e. posiblemente con varios conjuntos alternativos de argumentos justificados), se corresponden con mayores restricciones sobre el oponente (habrá más argumentos justificados, pero más débilmente). Si no hay ciclos en la relación de ataque, entonces todos los juegos con las distintas restricciones vistas, consistentes en evitar repeticiones de movidas, coinciden con el juego escéptico en cuanto a los argumentos justificados según las estrategias ganadoras del proponente. Si hay ciclos en la relación de ataque y los jugadores no tienen restricciones acerca de repetir argumentos (i.e., en el juego básico de justificación escéptico) eventualmente el juego podría no terminar. Al incorporar restricciones que impiden repeticiones se abre la posibilidad de hallar nuevas estrategias que finalicen nuevos juegos y así justificar más argumentos. Si el oponente no tiene permitido repetir sus propios argumentos y no hay otras restricciones, el proponente podrá justificar argumentos en ciclos de longitud par. Pero entonces podría incurrir en autoataques al querer justificar argumentos en ciclos de longitud impar. En tal caso es necesario restringir los movimientos del proponente para restaurar la propiedad de no autoconflicto. Por estas razones, el juego crédulo impide que ambos jugadores puedan repetir los argumentos del oponente. Así, se cumplirán las propiedades de no autoconflicto, admisibilidad, subadmisibilidad, restauración, restauración débil y restauración no conflictiva (no se cumplirá admisibilidad fuerte).

Tercero, los principios de admisibilidad y restauración pueden resultar demasiado restrictivos en determinados contextos de justificación, en especial cuando el rechazo de un argumento requiere de una alternativa que cumpla un estándar de aceptación superior. Las propiedades de subadmisibilidad y restauración no conflictiva ofrecen criterios razonables para estos fines. El juego de justificación crédula débil da lugar a que se cumplan estas propiedades estableciendo que, si el proponente no puede defender su argumento en un juego crédulo, queda en el oponente la carga de mostrar que su argumento atacante sí puede superar esa prueba.

Agradecimientos

El autor agradece los comentarios de dos evaluadores anónimos. Este trabajo fue realizado en el marco de los proyectos PICT 2017-1702 de la Agencia Nacional de Promociones Científicas y Tecnológicas y PGI 24/I265 de la Secretaría de Ciencia y Técnica de la Universidad Nacional del Sur, Argentina.

Bibliografía

Atkinson, K., Baroni, P., Giacomin, M., Hunter, A., Prakken, H., Reed, C., Simari, G., Thimm, M., &Villata, S. (2017). Towards artificial argumentation. *AI Magazine*, *38*(3), 25-36. https://doi.org/10.1609/aimag.v38i3.2704

Baroni, P., Caminada, M., & Giacomin, M. (2011). An introduction to argumentation semantics. *The Knowledge Engineering Review*, *26*(04), 365-410. https://doi.org/10.1017/S0269888911000166

Baroni, P., & Giacomin, M. (2007). On principle-based evaluation of extension-based argumentation semantics. *Artificial Intelligence*, *171*(10), 675-700. https://doi.org/10.1016/j.artint.2007.04.004

Baumann, R., Brewka, G., & Ulbricht, M. (2020). Comparing weak admissibility semantics to their dung-style counterparts—reduct, modularization, and strong equivalence in abstract argumentation. *Proceedings of the International Conference on*

Principles of Knowledge Representation and Reasoning, *17*(1), pp. 79-88. https://doi.org/10.24963/kr.2020/9

Bodanza, G. A., & Tohmé, F. A. (2009). Two approaches to the problems of self-attacking arguments and general odd-length cycles of attack. *Journal of Applied Logic*, *7*(4), 403-420. https://doi.org/10.1016/j.jal.2007.06.012

Bodanza, G. A., Tohmé, F. A., & Simari, G. R. (2016). Beyond admissibility: Accepting cycles in argumentation with game protocols for cogency criteria. *Journal of Logic and Computation*, *26*(4), 1235-1255. https://doi.org/10.1093/logcom/exu004

Doutre, S., & Mengin, J. (2004). On sceptical vs credulous acceptance for abstract argument systems. En J. Alferes & J. Leite (Eds.) *Logics in artificial intelligence*, *JELIA 2004, Lecture Notes in Computer Science,* vol 3229 (pp. 462-473). Springer. https://doi.org/10.1007/978-3-540-30227-8_39

Dung, P. M. (1995). On the acceptability of arguments and its fundamental role in nonmonotonic reasoning, logic programming and n-person games. *Artificial intelligence*, *77*(2), 321-357.

Modgil, S., & Caminada, M. (2009). Proof theories and algorithms for abstract argumentation frameworks. En I. Rahwan & G. Simari (Eds.), *Argumentation in artificial intelligence* (pp. 105-132). Springer.

Rahwan, I., & Simari, G. R. (2009). *Argumentation in artificial intelligence*. Springer.

Tarski, A. (1955). A lattice-theoretical fixpoint theorem and its applications. *Pacific Journal of Mathematics*, *5*(2), 285-309.

Thang, P. M., Dung, P. M., & Hung, N. D. (2009). Towards a common framework for dialectical proof procedures in abstract argumentation. *Journal of Logic and Computation*, *19*(6), 1071-1109. https://doi.org/10.1093/logcom/exp032

Viglizzo, I., Tohmé, F., & Simari, G. (2009). The foundations of delp: Defeating relations, games and truth values. *Annals of Mathematics and Artificial Intelligence*, *57*(2), 181-204.

Vreeswijk, G. A. W., & Prakken, H. (2000). Credulous and sceptical argument games for preferred semantics. En M. Ojeda-Aciego, I. P. De Guzmán, G. Brewka, & L. Moniz Pereira (Eds.), *Logics in Artificial Intelligence, JELIA 2000, Lecture Notes in Computer Science,* vol. 1919 (pp. 239-253). Springer. https://doi.org/10.1007/3-540-40006-0_17

Recibido el 1° de diciembre de 2021; aceptado el 6 de septiembre de 2022.