



UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO
POSGRADO EN FILOSOFÍA DE LA CIENCIA,
CAMPO: FILOSOFÍA DE LAS MATEMÁTICAS Y LÓGICA DE LA CIENCIA

LÓGICA DEÓNTICA Y TEMPORALIDAD: EL CASO DE ATL.

T E S I S

**QUE PARA OPTAR POR EL GRADO DE
MAESTRO EN FILOSOFÍA DE LA CIENCIA.**

P R E S E N T A:

FRANCISCO MARTÍNEZ HERRERA

TUTOR PRINCIPAL DE TESIS:

DR. FRANCISCO HERNÁNDEZ QUIROZ

FACULTAD DE CIENCIAS, UNAM

CIUDAD UNIVERSITARIA, CD. MX., AGOSTO 2016



Universidad Nacional
Autónoma de México



UNAM – Dirección General de Bibliotecas
Tesis Digitales
Restricciones de uso

DERECHOS RESERVADOS ©
PROHIBIDA SU REPRODUCCIÓN TOTAL O PARCIAL

Todo el material contenido en esta tesis esta protegido por la Ley Federal del Derecho de Autor (LFDA) de los Estados Unidos Mexicanos (México).

El uso de imágenes, fragmentos de videos, y demás material que sea objeto de protección de los derechos de autor, será exclusivamente para fines educativos e informativos y deberá citar la fuente donde la obtuvo mencionando el autor o autores. Cualquier uso distinto como el lucro, reproducción, edición o modificación, será perseguido y sancionado por el respectivo titular de los Derechos de Autor.

Agradecimientos

Agradezco primeramente a mis padres y familiares. A María Antonieta y Víctor, por todo el amor, apoyo y aliento incondicionales. Por ser tan bondadosos conmigo y con todos. A mis hermanos, Vic, Monse, Isma, Juan, Mónica, Memo, Mari, Mariana, María y Miguel, porque todos son mis maestros de vez en cuando.

Agradezco especialmente a Ari, por ser siempre y justamente lo que requiero, primero y antes que nada. A todos mis amigos y colegas, porque todas nuestras discusiones son entretenidas y honestas.

Agradezco a mi casa de estudios, UNAM, y a sus integrantes, dignos representantes del saber, de los cuales son ejemplo los miembros de mi sínodo. Particularmente, agradezco al Dr. Francisco Hernández, por su consejo y ayuda constantes, y al Dr. Fernando Velázquez, por tomarse un buen tiempo para leer y comentar los borradores de este trabajo.

Finalmente, agradezco al Consejo Nacional de Ciencia y Tecnología por otorgarme una beca nacional como apoyo económico para el sostenimiento de mis estudios y elaboración de este trabajo durante el período comprendido entre agosto de 2014 y julio de 2016.

Índice General

Introducción	5
I. Antecedentes y motivaciones preliminares.	5
II. Objetivos y límites de la investigación.	11
III. Resumen de capítulos.	13
Capítulo 1. Hacia una lógica temporal y deóntica: Presentación del sistema de Lógica Temporal ATL	16
1.1. Lógica Temporal de Tiempos Alternantes (<i>Alternating-Time Temporal Logic</i>) o ATL. ..	16
1.2. ¿Por qué ATL? Justificaciones preliminares.....	19
1.3. El sistema ATL <i>simpliciter</i>.	21
1.3.1. <i>Sintaxis</i>	21
1.3.2. <i>Semántica</i>	23
1.4. Ejemplificación de casos en la sintaxis y en la semántica de ATL.....	31
Capítulo 2. Formalismos deónticos y temporales alternantes: DATL, NATL y ATL-B.	39
2.1 Enfoque a sistemas lógicos deónticos en ATL.....	39
2.2. El sistema DATL.....	40
2.2.1. <i>Sintaxis</i>	42
2.2.2. <i>Semántica</i>	43
2.2.3. <i>Propuestas: Funcionalidad, poder expresivo y ejemplos</i>	44
2.3. El sistema NATL.	57
2.3.1. <i>Sistemas normativos: elementos formales e informales</i>	61
2.3.2. <i>Sintaxis</i>	66
2.3.3. <i>Semántica</i>	66
2.3.4. <i>Aspectos deónticos en NATL: definibilidad de operadores</i>	67
2.3.5. <i>Ejemplificación, funcionalidad y poder expresivo. El caso de las leyes sociales y el contrato social</i>	69

2.3.6.	<i>Comentarios finales</i>	80
2.4.	<i>El sistema ATL-B</i>	80
2.4.1.	<i>Análisis de conceptos de obligaciones</i>	82
2.4.2.	<i>Sintaxis</i>	85
2.4.3.	<i>Semántica</i>	86
2.4.4.	<i>Hacia OLT en ATL-B: la propuesta reductiva. Propiedades, límites y conceptos derivados</i>	88
2.4.5.	<i>Ejemplificación: Aplicación del formalismo como solución al caso del escenario de Chisholm</i>	92
Capítulo 3. Esbozos aplicativos, aspectos metalógicos y computacionales, alternativas formales y teoría de juegos.		97
3.1.	Sugerencias en torno de aplicaciones de formalismos ante la racionalidad normativa en filosofía de la ciencia.	97
3.2.	Aspectos metalógicos y de complejidad computacional de sistemas basados en ATL. 100	
3.2.1.	<i>Propiedades metalógicas y problemas asociados</i>	101
3.2.2.	<i>Problemas de complejidad computacional: una desventaja en las aplicaciones</i>	103
3.3.	Sistemas diversos comparables.	106
3.3.1.	<i>Lógicas Deónticas Temporales: con estados/eventos</i>	107
3.3.2.	<i>OLT: formalización distinta de las obligaciones con límites temporales</i>	109
3.3.3.	<i>Lógica Deóntica Temporal con operador ‘Y’ como solución al conjunto general del escenario de Chisholm</i>	111
3.3.4.	<i>Lógica STIT</i>	113
3.4.	Otras propuestas. Teoría de juegos.	116
Análisis y Conclusiones.		119
I.	<i>Recapitulación</i>	119
II.	<i>Presentación de Análisis y Conclusiones</i>	123
Referencias.		129

Introducción

El presente trabajo tiene por objeto de estudio el análisis de la interacción entre nociones deónticas y temporales dentro de lenguajes lógico-formales, tomando en consideración el particular caso de las obligaciones formalmente representadas en ATL, su exposición, análisis y estudio comparativo con respecto a otros formalismos similares.

Partiremos aquí de los antecedentes y ciertas motivaciones preliminares, luego expondremos los objetivos y límites de la investigación y culminaremos esta introducción con un breve resumen del contenido de los capítulos a exponer.

I. Antecedentes y motivaciones preliminares.

Desde los primeros tiempos del estudio sistemático de la lógica, desde hace más de dos mil quinientos años, se atisbó la relevancia que ésta posee con respecto a la inferencia y el razonamiento. A partir del surgimiento de la lógica moderna en el siglo XIX, ésta se ha desarrollado constantemente, ampliando su objeto de estudio en torno a inferencias y razonamientos de distintos tipos, expuestos con la ayuda de disciplinas e ideas diversas tales como la filosofía, la matemática y otras ciencias. En este desarrollo se adoptó el importante mecanismo de formalización de conceptos por medio de un aparato abstracto simbólico, representativo, claro e informativo de ciertas ideas. Este aparato resultó ser fructífero para develar la estructura subyacente de argumentos, así como lograr obtener las consecuencias de los mismos.

El caso de la lógica modal es un ejemplo prístino del desarrollo de la lógica moderna (formal)¹ y es tanto antecedente como base de las lógicas deóntica y temporal, fundamentos de las lógicas que se estudian en el presente trabajo.

El origen de la lógica modal moderna² se encuentra en las reflexiones críticas de C.I. Lewis en torno a la noción de implicación “material” –que él bautizó- y de su propuesta de sustituirla con una implicación distinta (Lewis, 1918) (Kneale, 1971, 548 y ss.). En particular y entre otras cosas,

¹ Otras propuestas lógicas no clásicas también son un producto de la modernidad, tales como la lógica intuicionista, la lógica paraconsistente, la lógica relevante, la lógica lineal, etc. Basta esto para aclarar que la lógica modal sólo es un buen ejemplo, no único, de los desarrollos de la lógica actual. De cualquier manera, existen aún combinaciones como lógica deóntica relevante (Goble, 2000).

² Razonamientos de tipo modal pueden rastrearse ya desde la Antigüedad, en Grecia, y a lo largo del medioevo (v.gr. el estudio del denominado “Argumento Maestro”).

Lewis crítico la existencia de las llamadas paradojas de la implicación material³ y propuso adoptar la implicación “estricta” para evitarlas⁴.

La implicación estricta adopta una relación de necesidad entre antecedente y consecuente, modernamente: ‘ $\Box(p \rightarrow q)$ ’. En ésta fue establecida la noción modal de necesidad, que califica la verdad de las proposiciones. A partir de la noción de necesidad se definió la noción dual de posibilidad. De este modo, una implicación es verdadera solamente si es imposible que su antecedente sea verdadero y su consecuente falso, i.e. si en toda circunstancia posible (estado de cosas, situación o mundo posible) donde el antecedente se cumple, el consecuente también.

En las décadas de los cincuenta y sesenta del siglo pasado figuras como Tarski, Carnap, Hintikka, Bayart y, más explícitamente, Kripke (Menzel, 2016, 1.2)⁵, desarrollaron la semántica de mundos posibles de la lógica modal, la cual permitió la pronta diversificación de estudios enfocados a conceptos intensionales (en forma sintáctica de modalidades).

El estudio de modalidades en sistemas lógicos y las reflexiones particulares en torno a ellas, ha generado el uso de una amplia variedad de lógicas, formalismos o sistemas⁶, *v.gr.* lógica epistémica, lógica doxástica, lógica de demostraciones, lógica de justificación y, evidentemente, las lógicas centrales de este trabajo: deóntica y temporal. Estas lógicas han recibido interés no sólo de parte de lógicos, filósofos y matemáticos, sino también por parte de computólogos (*infra*), ingenieros, científicos naturales y sociales.

El presente trabajo tiene por objeto de estudio y análisis la interacción entre nociones deónticas y temporales en sistemas lógicos, por ejemplo, tomando como base el caso de la representación de obligaciones como requerimientos de un sistema –sistema que puede ser uno de tipo normativo- en la llamada lógica temporal de tiempos alternantes, *Alternating-time Temporal Logic, ATL*. Para comprender este punto de partida, hay que considerar en líneas

³ Por ejemplo, en el sistema de *Principia* se derivan como tautologías “ $\sim p \rightarrow (p \rightarrow q)$ ” y “ $q \rightarrow (p \rightarrow q)$ ”, consideradas como paradójicas.

⁴ Esta no fue la única razón de Lewis para rechazar la implicación material y adoptar la estricta, pero los detalles no son tan importantes en esta investigación.

⁵ Aquí pueden consultarse la referencia a los trabajos de los autores mencionados.

⁶ En general, usaremos en lo sucesivo estos nombres de modo intercambiable ya que no es necesario el cuidado en el uso de estos términos por el momento. Más adelante y cuando se requiera en razón del contexto, habremos de hacer explícita la distinción entre éstos términos o bien entre ellos y otros semejantes (*v.gr.* entre sistema lógico y sistema computacional, etc.).

generales el origen de los análisis y problemáticas de los sistemas lógicos deónticos y la lógica temporal. Hablemos primero de la lógica deóntica y posteriormente de la temporal.

Lógica deóntica.

La lógica deóntica es el estudio formal del razonamiento normativo, de su discurso. En particular, estudia las relaciones lógicas entre proposiciones que afirman que ciertas acciones o estados de cosas son obligatorios, permitidos o prohibidos⁷. En este sentido, estudia las nociones modales de obligación, permisión y prohibición (y más ampliamente, otras como facultatividad y gratuidad). En general, así como los orígenes de la lógica modal poseen una larga historia y antecedentes, también la lógica deóntica se remite a análisis de razonamientos prácticos en el pensamiento aristotélico y medieval (Kalinowski, 1975) (Knuuttila, 1981). Posteriormente, podemos encontrar ciertas aproximaciones a razonamientos normativos interesantes, debidas a Bolzano, Höfler, Husserl, Menger y Mally. Sin embargo, no fue sino hasta que G. H. von Wright en (Wright, 1951) sugirió y formalizó un sistema de lógica deóntica moderno como una interpretación de la lógica modal (McNamara, 2014), que se le consideró en ámbitos lógicos modernos.

A pesar de esto último, el sistema deóntico original, conocido actualmente como sistema de lógica deóntica estándar (*SLDE*), tiene muchos problemas de adecuación⁸ con respecto a los razonamientos que intuitivamente aceptan filósofos y estudiosos de ámbitos normativos. Por mencionar algunos de los más representativos, tenemos al llamado dilema de Jørgensen, los asociados a la adecuación de conceptos normativos (ej. Dilema de Sartre) y un “séquito” de paradojas, conocidas en la literatura (McNamara, 2014), *v.gr.* (Boella et al., 2012, 358)⁹. De hecho, a partir de tales críticas, se ha generado un debate considerable así como nuevas propuestas a lo

⁷ Nótese que “deóntica” viene del griego *δέον* (gen.: *δέοντος*), que significa “lo que es obligatorio”, e *ικ*, un sufijo griego que significa “de la naturaleza de” o “perteneciente a” o “de”; lo cual sugiere la idea de una “lógica del deber” o la obligación.

⁸ En otros términos, en el *SLDE* se derivan teoremas contraintuitivos o paradójicos con respecto al lenguaje natural y teórico generalmente aceptado por éticos, filósofos, juristas, etc. A esto se le denomina en lo futuro discurso normativo de un modo un tanto abierto y vago.

⁹ Mencionemos un ejemplo sencillo de estos problemas: la paradoja de Ross. Primeramente comprendamos que esta paradoja implica el concepto de paradoja deóntica. Ésta se define como la deducción de conclusiones que parecen obviamente absurdas, falsas o contra-intuitivas, en términos normativos o morales, a partir de argumentos aparentemente válidos, correctos o exitosos, es decir, que derivan de premisas y reglas aceptables intuitivamente de un discurso normativo o moral. Así, la paradoja de Ross consiste en que, partiendo de una obligación como “debo enviar una carta” y los principios de la lógica clásica y la regla de “necesitación” que acepta *SLDE*, se deriva como teorema la obligación de enviar una carta o quemarla, i.e. de deber enviar una carta o debe quemarla, lo cual puede ser satisfecho cuando se quema la carta. Este último resultado es contra-intuitivo: ¿cómo a partir de deber enviar una carta, resulta que puedo derivar otra obligación que se satisface precisamente no enviándola?

largo de los años. En general, la proliferación de los problemas muestra la necesidad de generar nuevas vías de formalización respecto de las nociones normativas.

Simplificando la situación, hay dos propuestas generales para atacar algunas de las dificultades que presenta la lógica deóntica, *cfr.* (Broersen et al., 2013, p. 37). Por un lado, se encuentra la propuesta según la cual la lógica deóntica es una lógica cuya noción de consecuencia no es clásica; en consecuencia, se busca crear un sistema que abandone principios básicos de la lógica proposicional clásica. Por otro lado, la segunda propuesta es la que investiga el diseño de sistemas formales cuya expresividad requiere ser lo suficientemente rica –y rigurosa¹⁰– como para especificar las condiciones del correcto razonamiento normativo en discursos de esta clase. Esto se lleva a cabo mediante el estudio de ciertos contextos y nociones particulares –por ejemplo, en relación a modalidades lógicas distintas y el fenómeno de la agencia. En esta propuesta se mantiene la adecuación de las relaciones inferenciales “clásicas”.¹¹

Esta última propuesta ha sido investigada últimamente, con cierto espíritu innovador, en ciencias de la computación (Broersen et al., 2013) y ha obtenido avances con respecto a la comprensión de la interacción entre modalidades y sistemas lógicos. De particular mención es el avance en la formalización de conceptos relativos a ámbitos deónticos y temporales. Esta perspectiva motiva e influye directamente este trabajo y a ella aludiremos en distintas ocasiones. No será raro hallar esta perspectiva en el sistema temporal del cual partiremos en el capítulo 1. Aludamos entonces a la lógica temporal.

Lógica temporal.

La lógica temporal provee el marco para el estudio y representación del tiempo¹² o de información temporalizada. Técnicamente, la lógica temporal es un rubro que puede cubrir muchos formalismos y cuya tradición se puede remitir, nuevamente, hasta edades muy tempranas de la reflexión filosófica, en las cuales encontramos la famosa exposición de los futuros contingentes de

¹⁰ Sin embargo, se sabe que hay una relación inversamente proporcional entre “expresividad lógica” y “poder computacional” (demostrabilidad de propiedades metalógicas) de un sistema, i.e. a mayor expresividad menor poder computacional.

¹¹ Creemos que las propuestas pueden subsistir en un ambiente armónico de investigación: la investigación desde ambas perspectivas puede dar frutos y mejorar la comprensión del discurso normativo así como incrementar las aplicaciones benéficas en los ámbitos filosóficos y científicos.

¹² Son usuales los llamados modelos formales de la naturaleza y representación del tiempo: sean modelos basados en instantes (o eventos discretos) o bien en intervalos/períodos de tiempo (tiempo continuo), o bien y por otra parte, los modelos de la evolución o paso del tiempo lineal o ramificado.

Aristóteles y el llamado Argumento Maestro (Venema, Y., 2001) (Goranko, 2015). Sin embargo, el término lógica temporal refiere en el ámbito modal, a la lógica que A. Prior propuso en la década de los sesentas del siglo pasado (así como a sus posteriores desarrollos) y que denominó lógica temporal, i.e. *Tense Logic*, o *TL*. Esta lógica formaliza expresiones tales como “será en algún tiempo futuro el caso de que x”, por medio de modalidades de tipo temporal, i.e. *Fx*.

La lógica temporal ha sido desarrollada extensamente en múltiples sistemas, teniendo sobre todo influencias filosóficas, matemáticas, físicas y del ámbito de la ciencia computacional. No pretendemos referirnos a todas estas influencias, sino sólo y sucintamente a dos: las filosóficas y las del ámbito computacional. A ellas las relacionamos sólo con dos de los sistemas más atractivos y que han atraído la producción académica en sus ámbitos.

Por lo que respecta a las influencias filosóficas, el marco de la lógica *STIT* (*seeing to it that*) (Belnap et al., 2001) es uno de los más connotados. La lógica *STIT* permite representar agentes deliberando en el tiempo sus cursos de acción, debido a que su semántica está basada en modelos ramificados de tiempo¹³. Con respecto a la ciencia computacional, el énfasis se encuentra en las aplicaciones potenciales, con respecto a programas, sistemas computacionales e I.A.

En el caso de los formalismos en el ámbito de las ciencias computacionales, desde los trabajos de (Pnuelli, 1977), se han investigado diversas lógicas. Por ejemplo, la lineal temporal (*Linear-time Temporal Logic*, *LTL*) –que permite formalizar modelos con computaciones infinitas, la lógica temporal ramificada (*Computational-tree Temporal Logic*, *CTL*) y la lógica temporal de tiempos alternantes (*Alternating-time Temporal Logic*, *ATL*), que es interpretable como una generalización de CTL. ATL es una lógica temporal que tiene la ventaja de poder introducir formalmente comportamientos de múltiples agentes y, en particular, define formalmente el razonamiento estratégico.

La alusión a las anteriores lógicas no es gratuita. Contrariamente, su referencia es fundamental en la medida en que directa y explícitamente se han propuesto estudios innovadores y sugerentes que combinan nociones de lógica deóntica y lógica temporal para modelar y razonar entorno a obligaciones y aspectos normativos. (*infra* capítulo 2). Por ejemplo, tanto en ATL como STIT se formaliza la noción de agencia, la cual es fundamental en el ámbito deóntico ya que son los

¹³ Además, existen ya enfoques que hacen explícita la dimensión temporal del sistema STIT, *v.gr.* (Lorini, 2013). En 3.3.4 estudiaremos cómo se relaciona esta lógica con los sistemas de interés en este trabajo.

cursos de acción de agentes los que son deónticamente calificados. Vale la pena detenernos en esta la noción de agencia referida.

La noción de agencia que se utiliza es la referente al reconocimiento de la capacidad de agentes para planear sus futuras acciones posibles y disponibles en y desde momentos ordenados o estados (mundos posibles) de un sistema. En este sentido hay agencia cuando en cierto momento el agente es el que elige y lleva a cabo una de entre varias acciones posibles. Nosotros haremos precisa esta noción considerando la formalización de “estrategias”, las cuales son un modelo formal en el que los agentes consideran un plan para actuar.

La noción de agencia referida contrasta con el simple hecho de considerar la agencia como el hecho de cambiar de un estado a otro en un conjunto de estados de un sistema, i.e. del mero hecho de actuar, sin referir a “agentes”, i.e. entidades que actúan. Esta última noción se encuentra comúnmente en la lógica proposicional dinámica -por ejemplo, la ejecución de un programa y el cambio que esto produce sería un ejemplo de “acción” en este sentido (Seegerberg, 2016, §3)- y se debe tener cuidado en no confundirla con la presente que considera a las estrategias de agentes. El criterio de diferencia básico es que en PDL no hay agentes y, consecuentemente, tampoco una forma de comprender la elección de agentes o el plan que estos tienen para actuar. Lo que hay, es una exposición abstracta del modo en que un conjunto de agentes influye el estado de un sistema.¹⁴

Ahora bien, este trabajo tomará como piedra de toque a investigar la lógica ATL. Si bien el estudio de las lógicas STIT también sería interesante y prometedor, hay importantes razones relacionadas entre sí para elegir como base de estudio a ATL:

1) ATL es un formalismo menos abstracto semánticamente hablando que STIT, al usar estrategias o jugadas en lugar de caminos a nivel semántico (no en el lenguaje objeto); y

2) ATL distingue múltiples jugadores (o grupos de ellos) directamente en su sintaxis y permite aludir a escenarios que son proclives a ser interpretados deónticamente¹⁵.

3) ATL es un formalismo capaz de capturar escenarios aplicados, en los que las obligaciones pueden ser comprendidas como requerimientos o habilidades de ciertos sistemas en

¹⁴ Agradezco al Dr. Fernando Velázquez la clarificación del punto señalado en éste y el anterior párrafo.

¹⁵ Es cierto que la lógica STIT también puede comprender acciones grupales a través de ciertas extensiones en su formalismo, en cualquier caso habremos de remitirnos a especificaciones en el capítulo 3.

donde los agentes tienen un papel central, sean individuos o grupos, sean sujetos de normas o autoridades. Más aún, se pueden establecer formalismos para denotar obligaciones con características temporales especiales, *v.gr.* las obligaciones con límites temporales.

Además de lo anterior, el estudio de las propuestas formales que surgen en el ámbito computacional –al menos en el ámbito estrictamente filosófico- han recibido menos atención, por lo cual el estudio comparativo partiendo del caso menos conocido sugerirá interesantes reflexiones.

Si bien estos elementos nos indican motivaciones particulares para la presente investigación, habremos de indicar a continuación los objetivos de la misma.

II. Objetivos y límites de la investigación.

Los principales *objetivos* de este trabajo son:

1) Presentar los desarrollos y avances en torno al estudio de obligaciones y conceptos deónticos temporales en el marco de las lógicas ATL y deóntica para mostrar la formalización de sistemas que comprendan el comportamiento de grupos de agentes normativos.

Lo anterior implica presentar casos particulares de formalización utilizando sistemas deóntico-temporales, a saber:

a) el sistema DATL y el sistema NATL, para el caso de la formalización de obligaciones como requerimientos de un sistema normativo en el cual las obligaciones dependen del tiempo; y

b) el formalismo ATL-B, que es una reducción de conceptos deónticos a ATL, sistema que se enfoca al estudio de obligaciones con límites temporales.

2) Comparar los formalismos mencionados de ATL –i.e. DATL, NATL y ATL-B- con respecto a distintos sistemas deóntico-temporales seleccionados para mostrar las ventajas y desventajas de los mismos, así como su utilidad relativa.

En relación a los objetivos planteados, a lo largo de la investigación habremos de exponer los sistemas formales y posteriormente los ejemplificaremos, excepto cuando ello sea innecesario por tratarse de elementos de sistemas de importancia secundaria. En particular, los ejemplos mostrados pretenden ser un examen de la aplicación de conceptos y se consideran clave en la culminación de los objetivos. (Broersen, 2006).

Con respecto a 1), la investigación tomará por casos paradigmáticos los sistemas DATL, NATL y ATL-B. En el caso de DATL y NATL, se mostrará la relación entre dichos conceptos surgidos en el ámbito computacional y las nociones deónticas. Con respecto a ATL-B, también se tiene por objetivo derivado mostrar la aplicación de ATL-B a la formalización de conceptos normativos tales como 'condicionalización normativa', 'obligaciones de lograr' vs 'obligaciones de mantener', aparte de las ya mencionadas 'obligaciones con límites temporales'.

Con respecto a 2), la comparación de los sistemas basados en ATL con respecto de otros formalismos utilizará criterios distintos, enfocándonos a las motivaciones o elementos que les son más representativos. Concretamente, DATL y NATL son comparados con formalismos modales que eligen recursos expresivos diferentes, *v.gr.* la lógica deóntica temporal de estados/eventos. Por otra parte, ATL-B, es confrontado con aproximaciones que modelan la noción de obligaciones con límites temporales. En concreto, se compara la solución en ATL-B de la paradoja de Chisholm con respecto de la solución que se propone usando un sistema temporal que utiliza modalidades temporales más simples y distintas.

Vale la pena aclarar que al exponer ejemplos de formalizaciones en los sistemas referidos, habremos de aludir someramente a algunos temas menores: sugeriremos la potencial aplicación a teorías de la racionalidad normativa y mencionaremos la importancia de algunas dificultades computacionales que se presentan. Un caso típico es de la complejidad computacional. Sin embargo, estos temas se pueden concebir como líneas de investigación futura y sólo deben ser considerados como objetivos derivados, de importancia secundaria.

En relación a los *límites de esta investigación*, y debido a discusiones contemporáneas relacionadas con los temas de este trabajo –sobre todo con respecto a la lógica deóntica, vale la pena aclarar que en este trabajo no se llevarán a cabo algunas tareas, reflexiones y/o posibles objetivos que quizá podrían verse como tales por el lector del trabajo. En este sentido:

-No se obtendrán conclusiones generales acerca de la discusión surgida en torno a si *hay una* lógica del discurso normativo o si en realidad hay muchos formalismos. La presente investigación supone una perspectiva pluralista, pero no se enfoca en su discusión.

-No se discutirán exhaustivamente los posibles formalismos deónticos ni temporales (quizá ni siquiera es posible ubicarlos con exactitud). Tampoco se discutirán las distintas concepciones de la naturaleza del tiempo (continua, discreta, etc.) que podrían ser formalizables ni se argumentará sobre su plausibilidad comparativa.

-No se analizarán especialmente consecuencias y problemas estudiados especialmente por la perspectiva de la ciencia computacional. Sólo en ocasiones se usarán reflexiones que son tratadas comúnmente por esta ciencia y en cualquier caso se explicarán intuitiva y no formalmente las nociones referidas basándose en la literatura.

-Finalmente, la presente investigación no pretende tener alcances universales. Más bien sus alcances son modestos y pretenden incentivar la generación de formalismos en relación al lenguaje normativo.

Hechas estas advertencias, presentaremos ahora un breve resumen del modo en que estos objetivos se exponen a lo largo de los capítulos de este trabajo.

III. Resumen de capítulos.

Para llevar a cabo los objetivos aludidos hasta ahora, nuestro trabajo se divide en tres capítulos:

En *el primer capítulo* se expone el sistema de ATL *simpliciter*, i.e. sin modalidades deónticas. Se muestran los componentes sintácticos y semánticos del sistema y se indica el significado de ciertos de sus conceptos, que se originan en un ámbito computacional.

Al exponer la sintaxis y semántica de ATL *simpliciter*, algunos de sus componentes quizá resulten ser un tanto ajenos al ámbito filosófico y deóntico. Sin embargo, se considera más adecuado exponer inicialmente todos los componentes del sistema lógico general a usar, haciendo alusión al ámbito computacional en el cual se originó y desarrolló. En tal sentido sólo posteriormente se explica el modo en que se retoman componentes de ATL *simpliciter* en sistemas de ATL modificados para expresar nociones deóntico-normativas. En consecuencia, no será sino hasta el siguiente capítulo, el segundo, en el que se notará el modo en que dichos sistemas computacionales son la base de otros sistemas en los que se representan nociones deónticas y normativas.¹⁶

Por ende, en el primer capítulo el objetivo es exponer los elementos formales y mostrar el funcionamiento del sistema general de ATL, para que ulteriormente se comprendan los sistemas DATL, NATL y ATL-B. Se aludirá a varios ejemplos formalizados que servirán para comprender mejor la manera en que se expresan relaciones entre agentes y relaciones temporales, *v.gr.* el caso del controlador y el tren.

¹⁶ Quizá esta elección sea discutible, más de cualquier modo una exposición del sistema ATL *simpliciter*, sin nociones deónticas, es necesaria para comprender el tema de la investigación.

En el segundo capítulo se motivarán y expondrán los sistemas temporales-deónticos de ATL. Primeramente, se aludirá al sistema DATL y se explicará cómo su sintaxis y semántica comprende a las obligaciones como requerimientos de un sistema de agentes. En este sentido, se indica el modo en que las habilidades estratégicas de agentes se pueden desenvolver considerando relaciones deónticas que señalan estados deseables. Como elemento particular se explicarán ciertas diferencias conceptualmente importantes (*v.gr.* requerimientos globales vs locales). De cualquier manera se ilustrará con ejemplos el funcionamiento del sistema formal. Se tratará también la extensión de DATL: DATL*.

Posteriormente expondremos la sintaxis y semántica de NATL, una lógica de habilidades normativas que extiende el sistema ATL en el sentido de expresar habilidades de agentes para alcanzar cierta proposición en el contexto de un particular sistema normativo. En este caso, un sistema normativo es un conjunto de constreñimientos (prohibiciones) sobre las decisiones o acciones que pueden ser realizadas en ciertos estados por los agentes. Veremos cómo es que las habilidades normativas pueden definir las obligaciones y permisiones haciendo referencia a los sistemas normativos así como su aplicación en la formalización de una cierta versión del contrato social –y de las llamadas leyes sociales- en las líneas desarrolladas en (Wooldridge et al, 2005+).

En el mismo capítulo 2 se expone el sistema ATL-B y sus componentes. El objetivo del formalismo es básicamente lograr expresar varias nociones de obligaciones, de las cuales la más destacable es la noción de obligación con límites temporales (*deontic deadlines*). Ésta se representa en un esquema de ATL con el uso de un operador diádico. Se indican algunas de las características del formalismo y se desarrollan algunos ejemplos que pretenden señalar la utilidad del sistema. En concreto se muestra el modo en que ciertos conceptos teórico-normativos se interpretan así como la manera en que se soluciona parcialmente el escenario de la (desafortunada y relativamente) famosa paradoja de Chisholm (a ésta se le explica brevemente en tal capítulo).

En el tercer y último capítulo sustantivo, primero nos detenemos a sugerir y esbozar posibles aplicaciones de los formalismos desarrollados en el anterior capítulo a tópicos de la racionalidad normativa. En este aspecto, la racionalidad normativa es una teoría acerca del modo en qué agentes inteligentes toman decisiones o evalúan una situación posible considerando normas en donde norma es una prescripción deóntica. Una prescripción deóntica consiste en la formulación de una obligación, una permisión o una prohibición. Evidentemente, tomamos una

noción intuitiva de “Inteligencia”: cualquiera sabe distinguir que en la prueba del Teorema de Fermat o en la escritura del Quijote hay inteligencia. De cualquier modo, la racionalidad normativa no es un concepto formal y estático, sino que cambia de acuerdo a la evaluación que los sujetos hacen de las normas. La racionalidad normativa es importante debido a que ella puede mejorar amplios aspectos prácticos y teóricos de seres inteligentes. Ejemplos de racionalidad normativa son el uso de semáforos en las calles o de reglamentos de tránsito.

Como segunda tarea, se refieren ventajas y desventajas de los sistemas ya expuestos (capítulo 2) con respecto a problemas de corte metalógico y de complejidad computacional. Como tercera tarea, se exponen sucintamente algunos sistemas modales comparables con DATL, NATL y ATL-B¹⁷, que les guardan ciertas semejanzas pero que no retoman el caso de ATL.

En principio, a la lógica deóntica temporal de estados/eventos de (Brunel et al, 2006) y sus propiedades (Broersen et al, 2007), en torno a la cual se comentan algunas formas de modelar la noción de obligaciones con límites temporales utilizada en ATL-B. Sucesivamente, se expone una solución a la paradoja de Chisholm distinta a la aportada por en ATL-B (capítulo 2), mediante el uso de la lógica *TSDL (Temporal Standard Deontic Logic)* (Gabbay, 2012). También nos detenemos en la lógica STIT, cuya relación con ATL y relevancia en ámbitos deónticos ha incentivado intensa actividad intelectual (Horty, 2001) relacionada con los temas centrales de nuestra investigación. Finalmente, señalamos algunos cabos sueltos con respecto a los sistemas tratados en el capítulo 2 y la teoría de juegos.

La motivación de este último capítulo se encuentra en el reconocimiento y aceptación de un pluralismo metodológico con respecto de la búsqueda de nuevos sistemas cuya estructura formal permita el avance en la representación de problemas, mecanismos y situaciones deóntico-normativas con aplicaciones potenciales. Al finalizar el capítulo 3, se pasa a la sección de conclusiones y comentarios finales.

Finalmente es importante tomar en cuenta que todas las traducciones de textos en idioma extranjero son propias y que no se indicará de nuevo esto en alguna otra ocasión.

¹⁷En general se tratará de sistemas modales, sin embargo en algunos casos se comparan sistemas fuera de la familia modal. De cualquier manera, esa labor será muy particular y su relevancia consiste en resaltar la existencia de formalismos diferentes que pretenden ser útiles en los temas objeto de estudio.

Capítulo 1. Hacia una lógica temporal y deóntica: Presentación del sistema de Lógica Temporal ATL

En este apartado presentaremos de forma general el sistema lógico de ATL, i.e. sus componentes sintácticos y semánticos. De igual manera, incluiremos ejemplos que ilustran el tipo de razonamientos con los que esta lógica lidia. Cabe advertir que en ciertos momentos de la exposición introduciremos explicaciones que pretenden relacionar el elemento del formalismo expuesto con nuestra perspectiva, mientras que en otros casos, esto sólo se esbozará. Una comprensión adecuada del modo en que las nociones deónticas son expresadas en ATL sólo se llevará a cabo hasta el siguiente capítulo. En cualquier caso, algunas explicaciones y comentarios son necesarios para facilitar el modo en que el sistema de ATL será modificado en los formalismos que integrarán sintáctica y semánticamente nociones normativas y deónticas.

1.1. Lógica Temporal de Tiempos Alternantes (*Alternating-Time Temporal Logic*) o ATL.

Aclaraciones introductorias en torno a ATL.

El sistema lógico temporal de tiempo alternante tiene su origen en el ámbito computacional, en (Alur et al, 1997) y en (Alur et al, 2002), incentivado como una generalización de la lógica computacional ramificada (*Computational Tree Logic*, o *CTL*) (Huth et al, 2004), sucesora de la lógica temporal lineal, (*Linear Time Temporal Logic*)¹⁸. Todos estos sistemas lógicos son lógicas temporales que, como debe ser evidente, son utilizados para describir sistemas en que son representados razonamientos de proposiciones calificadas en términos de tiempo. En este sentido las expresiones construidas pueden tener valores de verdad variables en el tiempo. En este escrito, asumimos cierto conocimiento básico de éstas dos últimas lógicas y, en particular, de ciertas de sus relaciones (*cf.* Huth et al, 2004).

CTL fue postulada en parte para poder superar limitaciones expresivas de LTL. En particular, estas limitaciones se refieren a que LTL no puede expresar propiedades existenciales en

¹⁸ La construcción de ATL se basa en el estudio de propiedades de *sistemas computacionales*. No entraremos a demasiados detalles con respecto a los aspectos computacionales de estos sistemas pues nuestro interés se basa en la construcción de un sistema de ATL que pueda representar formalmente ámbitos deóntico-normativos. Sin embargo, para poder llevar a cabo ello, es menester en este capítulo presentar a ATL, mencionando su origen y su estructura sintáctica y semántica. Se verá que esta labor será fructífera en el desarrollo de la presente investigación.

tanto que una fórmula-LTL es interpretada sobre de una computación y ésta es comprendida como una secuencia infinita de estados. Así, es como si se cuantificara implícitamente (dado que no lo hace en su sintaxis) sobre de las computaciones. CTL sí expresa cuantificación explícita sobre las computaciones y logra expresar propiedades existenciales como el que existe una computación que llega a un estado que satisface una fórmula φ .

Es cierto que (Pnuelli, 1977) propuso a la LTL para especificar requerimientos de sistemas reactivos los cuales –a grandes rasgos- son aquellos que reaccionan a eventos “externos” (Wieringa et al, 2003)¹⁹. Este tipo de sistemas tienen por características, entre otras, que “el sistema está en continua interacción con su ambiente” y que “la respuesta de un sistema reactivo depende de su estado actual y del evento externo al que él responde... [pudiendo] dejar al sistema en un estado distinto al estado anterior (Wieringa, 2003, Sección 1.2.).

Todo lo anterior no sería problemático si no fuera porque, siguiendo a (Alur et al, 2002), las lógicas LTL y CTL tienen su “natural interpretación” en estructuras de Kripke²⁰ para las computaciones de sistemas cerrados. Un sistema cerrado es un sistema cuyo comportamiento está determinado totalmente por las especificaciones de los estados del sistema. Con esto, (Alur et al, 2002) quieren expresar la inadecuación de sistemas como LTL para especificar requerimientos de sistemas reactivos, por lo cual acude al concepto de “sistemas abiertos”, en contraposición de los “sistemas cerrados”.

Siguiendo a (Alur et al, 2002 p. 673), los sistemas reactivos requieren concebir a sus componentes como sistemas abiertos, i.e. aquellos que requieren de una interacción entre los estados internos del sistema y aquellas acciones externas del ambiente:

“... el diseño y elaboración de modelos [modelling] de sistemas reactivos requiere concebir a cada componente como un sistema abierto [open system] en donde un sistema abierto es un sistema que

¹⁹ Más específicamente, “Un sistema reactivo es un sistema que, cuando es activado, es capaz de crear los efectos deseados en su ambiente mediante la habilitación, aseguramiento o prevención de eventos en el ambiente.” (Wieringa, 2003, Sección 1.2.) Un ejemplo de sistema reactivo es el referente al comportamiento de estímulo-respuesta: por ejemplo, un circuito eléctrico compuesto por un apagador, un cableado y un foco puede ser comprendido como un sistema que reacciona ante el estímulo externo de un sujeto que aprieta el apagador, sea para prender o para apagar el foco.

²⁰ Un sistema puede ser contemplado de modo abstracto como un complejo organizado de estados en los cuales se cumplen o no ciertas fórmulas lógicas. En otros términos, podemos concebirlos como mundos de Kripke, en estructuras de esta clase. Una computación puede comprenderse como una secuencia infinita de estados.

interactúa con su ambiente [environment] y cuyo comportamiento depende tanto del estado del sistema como del ambiente” (Alur et al, 2002, p. 673).

Todo parece indicar que para (Alur et al, 2002) un sistema reactivo puede ser o bien a) un sistema abierto, en el caso en el que no haya otros sistemas a considerar, o bien b) un sistema con n sistemas abiertos como componentes que interactúan con el exterior²¹. En todo caso, los conceptos utilizados señalan la impropiedad de las anteriores lógicas para describir propiedades de sistemas que interactúan con el entorno.

En este sentido, Alur propone a la lógica temporal de tiempos alternantes (*Alternating-time Temporal Logic*), ATL, preocupándose porque en sistemas representados por esta lógica se puedan satisfacer propiedades que dependan de la interacción entre los estados internos del sistema y las “acciones” o “elecciones” del ambiente externo, de modo tal que las acciones de este último siempre puedan ser sorteadas por los estados internos y se satisfaga alguna o algunas propiedades. A esto se le denomina satisfacción alternante y de ahí viene el nombre de esta lógica.

En particular, la satisfacción alternante es vista como la condición o estrategia ganadora de un juego con al menos dos jugadores (*players*): el sistema y el ambiente. Para hablar de la composición general de sistemas de este tipo (abierto), se pueden considerar de modo general sistemas multi-jugador o multi-agentes. En este sentido, los “padres fundadores” de ATL le dotaron de una semántica de juegos a esta lógica teniendo por estructura básica –aunque originalmente no fue expuesta de este modo (Alur et al, 1997)²²- a las llamadas Estructuras Concurrentes de Juegos (*Concurrent Game Structures*), o CGS.

Por lo mencionado, a ATL se le considera un formalismo para la “especificación y verificación de sistemas abiertos que incluyen jugadores autónomos múltiples” (Goranko-van Drimmelen, 2006, 93). En suma, ATL es un sistema multi-modal no normal, extensión de CTL para modelar sistemas abiertos, multi-agentes (o de juegos multijugador).

²¹ Es cierto que los términos son bastante semejantes en el sentido de que ambos hacen referencia al entorno. Quizás vale añadir que un sistema reactivo enfatiza la característica de que el comportamiento interno de un sistema puede ser modificado en razón de la interacción con el ambiente, es decir, reacciona ante el mismo, mientras que la mención de “abierto” en el concepto de sistema abierto no enfatiza tal característica, lo cual se desprende de las referencias anotadas líneas arriba y las notas superiores.

²² En un principio ATL fue interpretado a través de los llamados sistemas alternantes de transición (*Alternating Transition Systems*, o ATS) pero también fueron generalizados en las estructuras concurrentes de juegos (*Concurrent Game Structures*, o CGS).

En ATL, encontramos que los operadores temporales están parametrizados por conjuntos de agentes o jugadores. Por ende, en ATL se logra expresar cuantificación de caminos selectiva, que es aquella parametrizada por subconjuntos de agentes o jugadores, subconjuntos que se denominan coaliciones²³. De este modo, “ATL es un lenguaje natural para expresar la existencia de estrategias y co-estrategias de coaliciones” (Goranko-van Drimmelen, 2006, p. 94). Los elementos descritos son importantes para efectos de una investigación que relacione a ATL y los formalismos normativos y, en particular, deónticos. A continuación nos detenemos en unos breves comentarios en relación a este tema.

1.2. ¿Por qué ATL? Justificaciones preliminares.

Hay varias razones para estudiar conceptos deónticos temporalizados dentro del marco formal de la lógica ATL²⁴. Primero que nada, ATL es una lógica que puede expresar habilidades estratégicas. Esto quiere decir que uno de sus fines es el poder formular razonamientos acerca de habilidades de agentes en sistemas abiertos, los cuales nos otorgan una visión global de la interacción entre los sujetos involucrados en ciertas relaciones.

Se podría uno preguntar: ¿y para qué sería útil una lógica que exprese habilidades estratégicas que modelan conceptos deónticos temporalizados? ¿De qué sirve que ATL pueda expresar estas nociones?²⁵ Una lógica que puede expresar este tipo de habilidades estratégicas es útil debido a que con ellas se pueden esclarecer ciertas propiedades deseables de sistemas en atención a las obligaciones (futuras) de los agentes de tal sistema, por ejemplo, el que los agentes tienen un modo conjunto de cumplir todas sus obligaciones en un sistema x . Otra razón importante relacionada es que esta lógica permite describir el modo en que el cumplimiento o violación de una norma por parte de cierto agente depende de las habilidades que éste y otros agentes poseen. Veremos ejemplos concretos en cada uno de los sistemas desarrollados (DATL, NATL y ATL-B).

²³ Bajo esta perspectiva, CTL es concebido como el caso del lenguaje ATL en que se modelan un sistema de un solo jugador.

²⁴ Sólo aludimos aquí a algunas de las razones a considerar independientemente de otras referidas anterior (introducción) o posteriormente (sobre todo, en capítulo 2).

²⁵ Se agradece al Dr. Fernando Velázquez el haber destacado la importancia de este punto, así como en haberme ayudado en esclarecer su respuesta.

Ahora bien, hay que considerar que desde la introducción de ATL (Alur, 1997) este formalismo se ha vuelto una herramienta útil para modelar el razonamiento en torno de sistemas multi-agentes cuya interacción se presenta considerando ciertas relaciones temporales.

Con respecto al punto de vista del lenguaje, algunos consideran a ATL como una “elegante” formalización (Lutz, 2006, 1), en la medida en que es una generalización y extensión de CTL, que junto a LTL es uno de los formalismos más famosos para razonar acerca de sistemas llamados reactivos (o abiertos) y temporales.

Sin embargo, ¿por qué no utilizar simplemente CTL? O aún podría preguntarse, ¿por qué no utilizar simplemente LTL? Primero que nada, habríamos que decir que esta cuestión es en parte dependiente de los problemas y la inclinación particular de lo que se desea analizar y expresar. En este sentido, nuestros intereses e inclinaciones nos han sugerido que es interesante investigar cómo es que ciertos conceptos normativos logran ser expresados en ATL, destacando en un modo particular a distintos agentes de las obligaciones. De cualquier modo, más adelante en esta investigación –i.e. en el capítulo 3- se verán algunos formalismos de tipo CTL y LTL –y otros más- que tratan de lidiar a su manera con las nociones normativas temporalizadas.

Lo cierto es que ATL es más expresivo que CTL (Alur, 1997) (Lutz, 2006, 1). Formalmente, ATL es una extensión multimodal no normal de CTL cuyos operadores temporales son indexados con coaliciones de agentes (más adelante, al exponer ATL, especificaremos esto con detalle). Como ejemplo rápido de mayor expresividad podemos indicar que en ATL uno puede definir lo que se denominan “propiedades adversativas” tales como el hecho de que dos agentes distintos, digamos a y b , pueden cooperar para asegurar (i.e. necesariamente) que el sistema no entrará en un estado inválido, i.e. $\langle\langle a, b \rangle\rangle T \varphi$, donde φ es una fórmula válida en un estado y T es un operador temporal cualquiera. Dichas propiedades no pueden ser expresadas en CTL, simple y llanamente porque no existe manera de referirnos a la cooperación entre los agentes con respecto del estado válido.

Una razón más para apoyar el uso de ATL es el potencial uso de conceptos y herramientas computacionales en el ámbito de los formalismos deónticos. En gran medida a lo largo del presente trabajo se asume como una virtud la búsqueda de nuevos formalismos que sugieran mejores resultados, en comparación con los del *SLDE*, y aplicaciones; sistemas que nos permitan identificar las reglas de razonamiento adecuadas y relevantes para denotar conceptos normativos de un modo claro y explícito, así como la posibilidad de su aplicación en la representación clara de

razonamientos o escenarios de importancia normativa. Ambos aspectos son retomados y considerados en el desarrollo de ATL con nociones deónticas (capítulo 2). Notamos también que en este trabajo no podremos enfatizar el aspecto de las aplicaciones prácticas que pueden tener una aplicación científica o tecnológica, aunque las hay (véase la literatura en ciencia computacional).

Otra razón más es el potencial desarrollo de herramientas formales en torno a ciertos discursos filosóficos o científicos de tipo normativo. En tales ámbitos, existen múltiples estudios acerca de teorías normativas. Por ejemplo, en el ámbito de la teoría de juegos o en las nociones normativas de ciertas teorías epistemológicas las herramientas formales prometen mejorar la comprensión y desarrollo (sobre todo) de nuevas vías de investigación²⁶. Asimismo, la formalización de “leyes sociales” como directivas para el diseño de interacciones racionales entre múltiples agentes (capítulo 2) podría determinar con cierta claridad el por qué o no del éxito de ciertas políticas sociales, a las cuales se podrían añadir reflexiones filosóficas importantes.

Finalmente, y como una razón global, se considera que el estudiar el caso de ATL, enfocándonos a nociones normativas, nos permite comprender el modo en que ciertos razonamientos deónticos –o argumentaciones que contienen nociones normativas defendidas como racionales- dependen de la influencia de elementos contextuales (como el tiempo) relevantes para determinar una inferencia correcta.

A continuación, habremos de exponer la sintaxis y semántica de ATL que ayudará a lo largo de los siguientes capítulos. Su exposición no será demasiado superficial en razón de la fundamental necesidad de adquirir las bases teóricas que aseguren la comprensión del futuro trabajo, el cual considerará nociones deónticas.

1.3. El sistema ATL *simpliciter*.

Expondremos a continuación la sintaxis en notación Backus-Naur y posteriormente su semántica enfocada a las estructuras concurrentes de juegos.

1.3.1. Sintaxis.

²⁶ Piénsese en un enfoque en torno a reglas epistémicas (Goldman, 1986) o en nociones normativas en el particular ámbito naturalista (Quine, 1966; 1990), (Colyvan, 2009), esto a pesar de que prima facie parece extraño suponer una noción normativa naturalista. En el capítulo 3 se mencionan algunas ideas preliminares en torno al tema y se sugiere su fertilidad, reconociendo de antemano que prácticamente no existen estudios de este tipo.

Presentamos los elementos sintácticos de ATL y posteriormente algunos comentarios explicativos.

Sintaxis en notación BN:

$$\varphi := T \mid p \mid \neg \varphi \mid \varphi \vee \psi \mid \langle\langle A \rangle\rangle X\varphi \mid \langle\langle A \rangle\rangle G\varphi \mid \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi$$

Comentarios explicativos:

Hacemos notar que la sintaxis de ATL está definida con relación a un conjunto finito no vacío PROP de proposiciones atómicas y un conjunto finito de agentes o jugadores $\Sigma = \{1, \dots, n\}$, agentes que simplemente denotamos con un número n entero positivo.

En relación a la sintaxis tenemos entonces que ‘p’ es una proposición atómica, también llamada en los contextos en que se originó “observables” (Alur et al, 2002), i.e. $p \in \text{PROP}$. Por su parte ‘A’ es un grupo de agentes o jugadores de modo que $A \subseteq \Sigma$. A los subconjuntos A de agentes se les denomina tradicionalmente “coaliciones”, en tanto que se verá que éstas pueden colaborar estratégicamente.

Naturalmente, se asumen definiciones usuales para las conectivas proposicionales clásicas como abreviaciones del lenguaje dado: ‘ \perp ’, ‘ \wedge ’, ‘ \rightarrow ’, ‘ \leftrightarrow ’. En cuanto a las fórmulas temporales parametrizadas, hay que tomar en cuenta la definición del operador ‘F’ en ATL: $\langle\langle A \rangle\rangle F\varphi := \langle\langle A \rangle\rangle T U \varphi$. Vale indicar que también se puede definir la equivalencia u operador dual de ‘ $\langle\langle \cdot \rangle\rangle$ ’ como ‘ $[[\cdot]]$ ’ aplicada a una fórmula temporal. Por ejemplo, $[[A]]F\varphi \leftrightarrow \neg \langle\langle A \rangle\rangle G \neg \varphi$ ²⁷.

Recordamos también que los operadores modales son los usuales: ‘X’ (siguiente), ‘G’ (siempre), ‘F’ (eventualmente en un futuro o “alguna vez”) y ‘U’ (“hasta cierto momento” en el sentido de que “x hasta que y pasa”) (de cualquier modo, su interpretación yace en la semántica).

No se olvide que ‘ $\langle\langle - \rangle\rangle$ ’ es la modalidad de cuantificadores de caminos o de cooperación, interpretados del modo usual²⁸. En ATL, ella está “parametrizada” o limitada con respecto a agentes o jugadores/coaliciones. Nótese que ésta siempre precederá a una fórmula temporal y

²⁷ Para sus diferencias semánticas véase poco más adelante en esta misma sección. Nótese que tenemos para el caso de ‘X’ que ‘ $[[A]]X\varphi \leftrightarrow \neg \langle\langle A \rangle\rangle X \neg \varphi$ ’.

²⁸ Los caminos son comprendidos intuitivamente como futuros alternativos de eventos o posibles historias futuras, mientras que los nodos de un camino refieren sus estados o momentos sucesivos.

sólo de ese modo tendremos una fórmula bien formada (*fbf*). En particular la expresión ' $\langle\langle A \rangle\rangle p$ ' no es una *fbf* del lenguaje debido a que la expresión ' $\langle\langle A \rangle\rangle$ ', al cuantificar sobre caminos (i.e. posibles historias futuras), sólo acepta fórmulas que describen propiedades de caminos, i.e. fórmulas temporales (y es evidente que ' p ' no es una fórmula temporal).

Finalmente, deseamos destacar como comentario general que ATL es una versión multimodal de la lógica CTL en el que los cuantificadores de caminos (*path quantifiers*) son sustituidos por las modalidades agenciales o de "cooperación", las cuales ligan a fórmulas afectadas por operadores temporales o, simplemente, fórmulas temporales (van der Hoek et al., 2006, 2, párr. 1)²⁹.

1.3.2. Semántica.

Primero presentaremos las estructuras semánticas generales que utiliza ATL, haciendo referencia a los Sistemas de Transición Alternante (*Alternating Transition Systems*, o ATS) y enfocándonos en las Estructuras Concurrentes de Juegos, o CGS por sus siglas inglesas (*Concurrent Game Structures*). Posteriormente, definiremos el modo en que éstas conforman la semántica formal de ATL y la explicaremos. Ulteriormente, daremos algunos ejemplos del funcionamiento de las CGS, las cuales nos permitimos exponer de un modo un tanto más didáctico y práctico que el usado originalmente. Se verá que el trabajo ejemplificativo nos ilustra el modo en que procede la semántica que define la satisfacción de fórmulas. Desarrollamos ahora este itinerario.

ATS y CGS.

Antes que nada, vale la pena notar una diferencia y elección con respecto a las estructuras semánticas que expondremos aquí para ATL.

ATL fue interpretada originalmente utilizando los ATS, de modo relativo en (Alur et al, 1997) y de modo explícito en (Alur et al, 1998). En éstas, se representaron las elecciones de agentes con conjuntos posibles de resultados (*outcomes*), haciendo un poco menos intuitiva su exposición. Sin embargo, como se argumenta y llega a concluir en (Goranko-Jamroga, 2004 ,p. 262), la utilización de las llamadas estructuras de juegos concurrentes, i.e. tipos de modelos de juegos multijugador (*Multi-player Game Models*, o MGM) "mejoran el entendimiento de la lógica y

²⁹ En la siguiente sección daremos algunos ejemplos de la lectura y funcionamiento de las expresiones sintácticas.

la claridad de presentación”³⁰. En particular, las CGS’s son una modalidad de sistemas de transición etiquetados (*labelled*) que explicitan los cursos de acción, elecciones o estrategias de agente o coaliciones que determinan los estados sucesivos. De esta manera, es más fácil comprender el papel de las acciones de los agentes o coaliciones que en los ATS.

De cualquier manera, por resultados de (Goranko-Jamroga, 2004, p. 262), existen equivalencias entre las estructuras de ATS y CGS, por lo cual la elección no determina profundos cambios. Más aún y con respecto a esto último, ambas estructuras han resultado ser equivalentes a una perspectiva más abstracta de modelos multi-modales “avencidados” y monótonos de Kripke (*multi-modal monotone neighbourhood Kripke models*), llamados modelos de efectividad de Coalición (*Coalition Effectivity Models*) introducidos en (Pauly, 2002), cfr. (Goranko-Jamroga, 2004, pp. 263), por lo cual su equivalencia es un resultado asegurado³¹. Nosotros elegimos desarrollar las CGS y, a partir de ellas, la semántica de ATL.³²

Estructuras Concurrentes de Juegos, CGS.

Introduciremos en esta sección las CGS que posibilitaran una definición precisa de la interpretación de fórmulas de ATL. Seguiremos en general la presentación de (Alur et al, 2002) confrontada con (van der Hoek et al., 2006, 2 y ss.), (Goranko-van Drimmelen, 2006) y (Lutz et al, 2006), aunque realizamos algunos pequeños cambios notacionales.

Def. Una CGS es la siguiente tupla:

$$S := \langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, d, \partial \rangle$$

De donde:

- PROP es un conjunto no vacío finito de proposiciones atómicas u observables.
- Q es un conjunto finito no vacío de estados.

³⁰ En este sentido, no son raras las ocasiones en que no existe un ATS con el mismo número de estados y transiciones del sistema modelado con una estructura concurrente de juegos. Sin embargo, debe notarse que siempre es posible hacer la transformación o traducción de un ATS a un CGS.

³¹ Se podría haber partido de ATS e introducir un recurso formal para generalizar ATS’s, pero este recurso sólo extendería innecesariamente la exposición sintáctica y semántica de ATL.

³² Por lo mencionado, definir y utilizar ATS otorga una semántica de ATL equivalente a la expuesta. Esto será relevante en el siguiente capítulo.

-- $\pi : Q \rightarrow 2^{\text{PROP}}$, es la función de valuación (*labelling function*) tal que para cada estado $q \in Q$, un conjunto $\pi(q) \subseteq \text{PROP}$ de proposiciones son satisfechas en q , i.e. da el conjunto de proposiciones satisfechas en cada estado.

-- $\Sigma := \{a_1, \dots, a_n\}$ denota un conjunto no vacío de agentes o jugadores, denotados en números naturales donde $n \geq 1$.

-- $d: (\Sigma \times Q) \rightarrow \mathbb{N}$. La función 'd' hace referencia a los "movimientos" o "decisiones" de agentes en estados de modo que su definición es: para cada agente $a_x \in \Sigma$ y para cada estado $q \in Q$, $dax(q) \geq 1$ indica el número de movimientos disponibles para el agente a_x en el estado q . Para cada estado $q \in Q$, un vector de movimiento en q es una tupla $\langle ja_1, \dots, ja_n \rangle$ tal que $1 \leq ja_x \leq dax(q)$ para cada agente a_x . Para un estado, $D(q)$ indica $\{1, \dots, da_1(q)\} \times \dots \times \{1, \dots, da_n(q)\} \subseteq \mathbb{N}^n$ de vectores de movimiento. La función D es denominada función de movimiento. Nótese también que identificamos los movimientos de un agente a_x en el estado q con los números $\{1, \dots, dax(q)\}$, de modo que nombramos a los movimientos con el número que le corresponde. Hacemos notar también que a veces se escribirán directamente los números $\{1, \dots, dax(q)\}$ para facilitar la identificación de acciones.

-- ∂ hace referencia a las transiciones de modo que su definición es: para cada estado $q \in Q$, y cada vector de movimiento $\langle ja_1, \dots, ja_n \rangle \in D(q)$, se tiene un estado $\partial(q, ja_1, \dots, ja_n) \in Q$, el cual es el resultado del estado q si cada jugador $a_x \in \{1, \dots, n\}$ elige o decide (se mueve) ja_x ³³. La función ∂ se denomina función de transición.

Es necesario definir algunos conceptos para poder indicar las condiciones de satisfactibilidad de las *fbf*-ATL.

-Estados sucesores: Para cualesquiera dos estados, q y q' , es el caso que q' es un estado sucesor de q si existe un vector de movimiento $\langle ja_1, \dots, ja_n \rangle \in D(q)$, tal que q' es el siguiente estado en el sentido de que $q' = \partial(q, ja_1, \dots, ja_n)$. Por ende, q' es un sucesor de q si siempre que el juego esté en el estado q , los jugadores conjuntamente (o cooperativamente) pueden moverse de modo tal que el siguiente estado del sistema sea q' .

--Computación en S o camino en S : Es definida como una secuencia infinita de estados $\lambda = q_0, q_1, q_2 \dots q_m, q_{m+1}, \dots$ tal que para toda $i \geq 0$, los estados q_{i+1} , son los estados sucesores del estado q_i . Para referirnos al inicio de una computación en el estado q , se escribe $q\text{-comp}$. Para referirnos a una posición $i \geq 0$ de la computación λ , se usa $\lambda[i]$. Escribimos $\lambda[0, i]$ para

³³ Intuitivamente $\partial(q, ai)$ es el conjunto de movimientos disponibles al agente ai cuando el sistema está en el estado q .

la secuencia q_0, q_1, \dots, q_i de λ (prefijo finito) y $\lambda [i, \dots]$ para la secuencia q_i, q_{i+1}, \dots de λ (sufijo infinito). (Alur et al, 2006, p. 678).

Pasemos ahora a dotar al lenguaje de ATL de su interpretación conforme a las CGS.

Semántica formal de ATL y explicaciones informativas.

Primero definiremos el modelo semántico de ATL, introduciendo algunos comentarios explicativos. En este sentido y para mayor claridad, indicamos la interpretación completa del juego a partir de las CGS's. Posteriormente, indicamos el modo en que se satisfacen las fórmulas de ATL.

Las fórmulas de ATL son interpretadas en estados de CGS's, que forman un modelo cuando contienen las mismas proposiciones y jugadores. En (Alur et al 2002, p. 685) se procede a partir de una CGS y la definición de la noción de estrategia.

Sea $\mathcal{S} := \langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, d, \partial \rangle$. Una estrategia (*strategy*) (Alur et al, p. 685) para un cualesquier jugador o agente $a \in \Sigma$ (donde $a = ax$, para simplificar), es una función $f_a: Q \rightarrow \mathbb{N}$, que vincula cada secuencia no vacía de estados λ con un número natural tal que si q es el último estado de λ , entonces $1 \leq f_a(\lambda) \leq \text{dan}(q)$. Así, la estrategia f_a determina para cada sufijo finito de λ un movimiento $f_a(\lambda)$ para un jugador a .

Comentario: La función f_a de estrategia tiene el rol de determinar un movimiento o decisión a lo largo de una computación referida, v.gr. $\lambda [0, i]$. En particular, cada estrategia identifica un conjunto de computaciones o caminos que un jugador o coaliciones de jugadores puede llevar a cabo o asegurar (*enforce*) (*cfr.* Goranko-van Drimmelen, 2006, p.96).

Sea $q \in Q$, un estado, y $A \subseteq \Sigma$, una coalición de agentes o jugadores, entonces una A-estrategia $F_A = \{f_a \mid a \in A\}$ es un conjunto de estrategias, una para cada agente en la coalición A. Definimos entonces los resultados de F_A desde q como el conjunto $\text{out}(q, F_A)$ de q -computaciones que los jugadores en A se aseguran cuando actúan conforme a las estrategias en F_A . Esto quiere decir que una computación $\lambda = q_0, q_1, q_2 \dots$ se halla en $\text{out}(q, F_A)$ si $q_0 = q$ y para toda posición $i \geq 0$, existe un vector de movimiento $\langle j_{ax}, \dots, j_{an} \rangle \in D(q_i)$, tal que (se cumple) –sin abreviaturas:

a) $j_{ax} = f_{ax}(\lambda[0, i])$ para todos los jugadores $a \in A$, y

$$b) \partial(q_i, ja_1, \dots, ja_n) = q_{i+1}$$

Comentario: El conjunto $\text{out}(q, F_A)$, contiene todas las posibles comp-q que los agentes en A pueden asegurar mediante la cooperación de sus miembros y el seguimiento de las estrategias en F_A . Podemos señalar que tratándose de Σ , el conjunto $\text{out}(q, F_\Sigma)$, será un conjunto unitario (*singleton*), ya que la cooperación de todos los agentes considerados determinarán solamente un estado futuro del sistema. Análogamente, el caso de $\text{out}(q, F_\emptyset)$ denotará el conjunto de todas las posibles computaciones del sistema (pues es un resultado derivado de vacuidad).

Con la anterior “maquinaria” podemos ya definir la relación de satisfacción, “ \models ” para las *fbf*-ATL.

Satisfacción en ATL.

Siguiendo a (Alur et al, 2006, pp. 685 y 686), $S, q \models \varphi$ indica que la fórmula φ es el caso en el estado q de la CGS S . La abreviatura ‘ $q \models \varphi$ ’ se utilizará en lo sucesivo cuando contextualmente es clara la CGS a la que se hace referencia. La relación \models se define inductivamente respecto de S del siguiente modo:

$q \models p$ sii $p \in \pi(q)$, para toda $p \in \text{PROP}$ (y q es estado inicial);

$q \models \neg \varphi$ sii $q \not\models \varphi$;

$q \models \varphi \vee \psi$ sii $q \models \varphi$ o $q \models \psi$;

$q \models \langle\langle A \rangle\rangle X\varphi$ sii existe una A-estrategia F_A , tal que para cada computación $\lambda \in \text{out}(q, F_A)$, se tiene $\lambda[1] \models \varphi$, i.e. en el estado siguiente a q , φ se da.³⁴

$q \models \langle\langle A \rangle\rangle G\varphi$ sii existe una A-estrategia, F_A , tal que para cada computación $\lambda \in \text{out}(q, F_A)$ y toda posición $i \geq 0$ ($i \in \mathbb{N}$), se tiene $\lambda[i] \models \varphi$, i.e. en los estados sujetos a las estrategias de los agentes A siempre se da φ .

$q \models \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi$ sii existe una A-estrategia, F_A , tal que para toda computación $\lambda \in \text{out}(q, F_A)$ existe una posición $i \geq 0$ ($i \in \mathbb{N}$) tal que $\lambda[i] \models \psi$ y para todo j , $0 \leq j < i$, $\lambda[j] \models \varphi$; i.e. los agentes A tienen una estrategia para arribar a ψ siempre que constante y anteriormente aseguren φ .

³⁴ Prácticamente estas definiciones son las mismas halladas en (Alur et al, 2006, p. 686).

Hacemos notar que la satisfacción para $\langle\langle A \rangle\rangle F\varphi$ surge de la definición correspondiente de $\langle\langle A \rangle\rangle T U \varphi$, la cual es análoga al último caso anotado arriba. Con respecto a $[[A]]T\varphi$, donde T es un operador temporal de la sintaxis de ATL, intuitivamente decimos que la coalición A no puede cooperar para que φ sea falsa o no sea el caso, i.e. no pueden evitar φ (como se ve, la dualidad proviene de la clásica dualidad entre \square , *box*, y \diamond , *diamond*).

Precisión de los fragmentos de ATL.

Vale la pena indicar rápidamente que en el análisis de ATL en ocasiones resultará adecuado hacer referencia a la distinción clasificatoria entre dos de sus fragmentos: el fragmento puramente proposicional y el fragmento coalicional. Así, tenemos:

Fragmento de lógica proposicional: es aquél fragmento en donde no hallamos modalidades parametrizadas a coaliciones o agentes. Es evidente que este es equivalente a la lógica proposicional (con toda su sintaxis y semántica)

Fragmento de lógica coalicional: es aquél fragmento en el cual la única modalidad de coaliciones es la referida con la forma $\langle\langle A \rangle\rangle X\varphi$. En esta, se incluye el fragmento de la lógica proposicional más la semántica definida para las expresiones con la forma lógica indicada.

*ATL como fragmento de ATL**

Ya desde (Alur et al, 2002, p. 689) se indica que ATL puede ser extendida, de un modo análogo a como CTL tiene por extensión a CTL*. En este caso, ATL* es una extensión de ATL, y consecuentemente ATL es considerada su “fragmento”. En ATL* existen dos tipos de *fbf*: i) fórmulas de estados, cuya satisfacción depende de los estados (como en ATL); y ii) fórmulas de caminos, cuya satisfacción depende de computaciones (o caminos) específicos. En este capítulo no desarrollaremos esta extensión pues una vez comprendido el caso de ATL, podremos comprender mejor cómo funciona ATL*. Se verá que en el siguiente capítulo se hará referencia a ATL*, mas las explicaciones pertinentes se llevarán a cabo cuando sean requeridas. Basta con el comentario hecho por el momento y como advertencia de la existencia de una extensión de ATL. Ahora pasemos a explicar un poco más el funcionamiento de la semántica de ATL.

Explicación de la semántica en términos de juegos.

Presentada la semántica, en esta sección explicaremos un poco más el modo en que ella funciona. Para esto, nos remitimos primero a comentarios generales de aspectos de la teoría de juegos, sin pretender profundizar en ellos y siempre tendiendo a aquellos conceptos que la semántica de las estructuras de ATL utilizan.

Como referíamos en la introducción al sistema ATL, las motivaciones de la semántica de la misma se generaron en gran parte por razones computacionales en torno a los sistemas. En este sentido, la semántica requería distinguir entre ciertos procedimientos o componentes internos del sistema y el ambiente o factores externos que afectan de algún modo el comportamiento del sistema.

Una manera intuitiva de representar estos aspectos es a través de las CGS, las cuales evalúan fórmulas con respecto a estados considerando una especie de juego entre jugadores, el “protagonista” y el “antagonista”. En particular, los jugadores poseen ciertas estrategias o planes de acción para “asegurarse” ciertos resultados.

La teoría de juegos (Monsalve et al, 2005) se dedica a estudiar precisamente el comportamiento estratégico de escenarios de un juego, presentando un juego en forma extensiva o bien en forma de estrategias. La primera se presenta en forma de gráficas de árbol que muestran las posiciones o estados del juego, los movimientos, elecciones o acciones de disponibles de los jugadores (para cada estado) y los resultados (denominados usualmente utilidades o ganancias –*payoffs*). Las estrategias de los jugadores especifican el plan que poseen los jugadores en el proceso de decisión.

Por otro lado, la forma estratégica es aquella en que se presentan las combinaciones posibles de las elecciones de agentes y el modo en que éstas otorgan a los jugadores sus utilidades. Éstas se presentan en forma de matrices y ejemplos típicos son el dilema del prisionero o el caso del Halcón vs Paloma (*Hawk vs Dove*), por mencionar algunos (Osborne, 2004), (Goranko-Jamroga, 2006, 243).

El punto a destacar es que la teoría de juegos se dedica a ilustrar la racionalidad de los procesos de decisiones de agentes, sean individuos o grupos. En el caso de grupos, estamos hablando de coaliciones. La teoría de juegos analiza a los juegos coalicionales y sus estrategias en torno a un análisis cuantitativo. La perspectiva retomada en las CGS’s de ATL retoma conceptos claves lógicos de la teoría de juegos relacionados con los procesos de decisión conjuntos vistos como un sistema complejo pero prescinde en general del análisis cuantitativo.

Entonces una explicación del juego representado en ATL debe ser otorgada. Lo haremos de modo general, con el objetivo de que nuestros análisis en torno al estudio de las nociones temporales y deónticas en ATL (del capítulo siguiente) nos resulten más fáciles de comprender.

Teniendo en cuenta la semántica formal expuesta de ATL en torno a la CGS tenemos el juego siguiente, que explica la satisfacción de *fbf*-ATL.

Antes que nada, el juego se da en un espacio de estados (Q en S), que podemos concebir de modo abstracto (si se quiere, para efectos didácticos, como mundos posibles) y comienza en un estado específico, dígase q . El juego se compone de algunos jugadores (Σ) y de pasos del juego, en los cuales los jugadores se mueven, deciden o eligen un curso de acción.

Supongamos que hay varios jugadores, de los cuales un protagonista (que representa al sistema interno del juego) y un antagonista (que representa al ambiente) definirán los estados sucesivos. Así, a cada paso, para determinar el siguiente estado, el protagonista resuelve todas los movimientos o elecciones de los jugadores o agentes en el conjunto A ³⁵. El modo en que lo hace el protagonista es el siguiente: primero, a cada agente en A se le asigna un movimiento (o elección) (en el formalismo: $jax \in \{1, \dots, dax(q)\}$). El antagonista procede semejantemente para los agentes restantes. Después, se va “actualizando” (Alur et al, 2002, p. 685) el progreso o transición del juego a un estado nuevo considerando a todos los jugadores (en el formalismo, esto se indica con $(q, j1, \dots, jn)$ ³⁶, y definida sin ambigüedades respecto del estado q y de vectores de movimiento). La continuación de estos pasos generará computaciones del juego (que dejamos ser infinitas en el formalismo).

A partir de las computaciones generadas, se definen las estrategias ganadoras para antagonista y protagonista. El protagonista ganará el juego si la computación generada satisface una fórmula temporal (T en $\langle\langle A \rangle\rangle T$ donde T es sustituible por $X\phi$, $G\phi$, etc.).

De modo equivalente, definido un cierto conjunto de computaciones ' Γ ', decimos que éstas son las computaciones pretendidas. Si en el juego las computaciones generadas pertenecen a Γ , entonces el protagonista tiene una estrategia ganadora. De otro modo, ganará el antagonista³⁷. El punto a concluir es que en ATL, una fórmula temporal parametrizada con

³⁵ Sólo como recurso didáctico: es como si se hiciera abstracción en el protagonista de las decisiones del grupo A . De ahí que podamos pensar al protagonista como la abstracción, en un solo ente, de los agentes en A y que consiste en el estado al que se llega en el espacio de estados.

³⁶ Se espera que se comprenda intuitivamente porque ∂ se llamó función de transición.

³⁷ Las *fbf*-ATL pueden verse como “denominaciones” de ciertas computaciones especificadas según ciertas condiciones (definidas en el formalismo) que, al darse en una estructura de un juego, en CGS, afirman su cumplimiento.

respecto a A es satisfecha desde un estado, q , cuando el protagonista tiene una estrategia ganadora en los términos ya mencionados.

Nótese que $\langle\langle A \rangle\rangle T$ se puede comprender como un cuantificador de caminos relativo a los jugadores A , cuyo rango se extiende a todas las computaciones a las que arriban o se aseguran, cooperativamente, los jugadores A , esto independientemente de todos aquellos fuera de A , i.e. jugadores en $\Sigma \setminus A$. Por lo mismo, una estrategia en ATL es un modelo de los procesos de decisión de los agentes o coaliciones involucradas. En términos llanos, esto puede comprenderse como una “especie de plan” que los agentes siguen y que se toman como elecciones (cfr. van der Hoek et al., 2006, 2, párr. 7)³⁸. Veremos posteriormente como estas interpretaciones se pueden explotar en formalismos que incluyan nociones deóntico-normativas.³⁹

Algunos ejemplos servirán para comprender más el modo en que procede la CGS y las *fbf*-ATL.

1.4. Ejemplificación de casos en la sintaxis y en la semántica de ATL.

En este apartado introduciré algunos ejemplos interpretados tanto de *fbf*-ATL aisladas, como de algunos modelos de CGS's. En estas últimas veremos algunos casos de satisfacción.

Como primer ejemplo, únicamente mencionaremos la formulación sintáctica de una *fbf*-ATL. El ejemplo proviene del lugar de origen de ATL mismo: el contexto computacional, aunque nosotros no nos detendremos en las sutilezas con respecto a éste.

El caso al que nos referimos es el de la representación de la deseable propiedad de ausencia de “*deadlocks*” –o interbloqueos, que debe cumplirse en sistemas multi-procesadores (Silberschatz, 2005, Cap. 7). En este contexto, los procesadores requieren para ejecutarse del acceso a un lugar (o celda) de la memoria de un sistema computacional. Cuando se bloquea permanentemente el acceso de un procesador cualquiera a la memoria –por diversas razones⁴⁰, y

³⁸ El que ATL sea una lógica que representa habilidades estratégicas cooperativas fue precisamente la motivación de sus creadores, en el ámbito de la computología.

³⁹ También en la sección 3.4 hacemos alusión a trabajos en teoría de juegos relativamente relacionados al tema de esta investigación.

⁴⁰ Un caso común es cuando dos acciones o más dependen entre sí, de manera que para que alguna se dé completamente depende de que la otra también lo haga completamente, ésta última con las mismas características. De este modo, una “acción- x ” depende de la ejecución de otra “acción- y ”, mientras que al mismo tiempo ésta última depende de la ejecución de la primera. Esto crea un estancamiento, i.e. un *deadlock*. En otros términos, un proceso que requiere de otro pero no puede liberarse por depender de otro que tiene estas mismas características, hacen que el sistema no resuelva la terminación de una acción. (Silberschatz, 2005, Cap. 7, pp. 245 y 246)- En cierto sentido, el proceso de responder a qué fue primero, el

no logra ejecutar completamente su comando o acción, tenemos un *deadlock*. La propiedad de ausencia de *deadlocks* se puede formular en ATL indicando que sin importar la acción de uno o varios agentes (aquí un procesador), sus actos pueden generarse en algún momento.

De este modo, suponiendo el procesador “A”, y las acciones en términos proposicionales indicadas, la fórmula ATL cumplirá el requisito de ausencia de *deadlocks* para A y sus acciones: $(\langle\langle\emptyset\rangle\rangle G (\langle\langle A \rangle\rangle Fp \wedge \langle\langle A \rangle\rangle Fq))$, donde por ejemplo p sea que el procesador logre leer la información de la memoria, y q que el procesador logra escribir lo debido en la memoria. En este caso, aún si hubiera más agentes aparte de A, conviviendo con él (otro procesador), la fórmula de ATL se seguiría cumpliendo: sin importar el comportamiento de los otros agentes, A siempre realizará p y q. Hasta aquí éste ejemplo.

Ejemplo: un mecanismo social.

Pongamos como segundo ejemplo de representación de fórmulas el referido en (Lutz et al, 2006, p 768), que es una adaptación de Pauly –como lo declara la fuente citada. Este ejemplo surge en el ámbito de diseño de protocolos o mecanismos sociales. Si bien son muy importantes para el ejemplo los detalles técnicos y prácticos de esta rama de interés en computación, nosotros sólo nos enfocaremos en simples traducciones de fórmulas, sin entrometer la estructura CGS por el momento.

El texto a formalizar es el siguiente

“Dos agentes, A y B, deben de elegir entre dos resultados, p y q. Queremos un mecanismo que les permita elegir y el cual satisfaga los siguientes requisitos. Primero, pase lo que pase, definitivamente queremos que se dé uno de los resultados (outcome) –es decir, queremos que o bien se seleccione p o bien q. En segunda, realmente queremos que los agentes sean capaces de elegir colectivamente un resultado. Sin embargo, no queremos que ellos sean capaces de provocar (to bring about) simultáneamente ambos resultados. Del mismo modo, no queremos que algún agente domine: queremos que ambos tengan el mismo poder” (Lutz et al, 2006, p 768)

De acuerdo a los mismos autores, se pueden capturar “elegantemente” los requerimientos del diseño del mecanismo social en ATL, del siguiente modo:

huevo y la gallina, es semejante, o bien la situación en la que uno no adquiere experiencia por no trabajar y uno no obtiene un trabajo, por no adquirir experiencia.

$$\langle\langle \emptyset \rangle\rangle X (p \vee q) \quad [1]$$

$$\langle\langle A, B \rangle\rangle Xp \vee \langle\langle A, B \rangle\rangle Xq \quad [2]$$

$$\neg \langle\langle A, B \rangle\rangle X(p \wedge q) \quad [3]$$

$$(\neg \langle\langle A \rangle\rangle Xp) \wedge (\neg \langle\langle B \rangle\rangle Xp) \quad [4]$$

$$(\neg \langle\langle A \rangle\rangle Xq) \wedge (\neg \langle\langle B \rangle\rangle Xq) \quad [5]$$

[1] indica que un resultado se dará: sea lo que sea que los agentes hagan, será el caso que 'p v q'. [2] nos indica que dos agentes A y B tienen una estrategia colectiva para elegir un resultado X, donde X es p o bien q. [3] nos expresa en cambio que A y B no pueden elegir ambos resultados (p y q). [4] y [5] nos señalan el límite de las acciones individuales de cada agente, A y B: sus acciones solas no pueden asegurar un resultado.

Cumplir estos requisitos puede definirse, siguiendo a los autores, en aplicaciones prácticas como el llamado protocolo de votación, en el ámbito del diseño de mecanismos ((Lutz et al, 2006, p. 768). En este caso el protocolo consiste en permitir que los agentes voten como deseen y, en caso de concordar, se acepte el resultado; mas en el caso de disentir (si A y B votan distinto), se procederá a una elección indeterminista con respecto al resultado de únicamente p, o bien sólo q. En este caso se puede representar la cooperación entre agentes A y B, y ellos pueden ser contemplados como los jugadores del sistema. Si no logran concordar, entonces se procede a que el ambiente genere un resultado. En este caso el punto es que el sistema siempre encuentra un estado siguiente⁴¹.

⁴¹ A los autores les interesa dar una descripción del mecanismo social indicado en un lenguaje formal y generar un método de verificación automático mediante el cual se determine si una fórmula lógica temporal, que representa una propiedad, se cumple en un modelo con un estado inicial, que representa a un sistema computacional. A este problema se le denomina "verificación de modelos". Ellos ofrecen un ejemplo definido en el lenguaje de módulos reactivos (*Reactive Modules Language*) usando el verificador llamado *MOCHA* para ATL (p. 768 y 769). Debido a que el ejemplo se usa pedagógicamente, es muy sencillo en comparación con otros casos, que son más realistas y habituales. Estos elementos no son de nuestro interés principal, pero es relevante hacer explícito la motivación de los autores en este tipo de ejemplos.

Como se logra uno percatar, las *fbf-ATL* pueden ser utilizadas para formular con mayor precisión requerimientos de tipo temporal con respecto a escenarios expuestos como sistemas. Uno puede reflexionar también en el hecho de que los requerimientos del ejemplo citado líneas arriba contienen elementos normativos en su formulación. Dichos elementos logran ser formulados implícitamente en ATL. Sin embargo, es fácil pensar en la posibilidad de utilizar los recursos formales de la lógica deóntica para tratar de representar de modo explícito estos requerimientos normativos. Por el momento, sólo nos basta señalar que en este caso –como en potencialmente muchos otros- se logran avisorar elementos normativos que hasta el momento podemos expresar de manera indirecta a través de la representación de las acciones de agentes a través del tiempo con *fbf-ATL*.

El anterior caso sólo nos ejemplifica el modo en que se puede aplicar la sintaxis de ATL con respecto a casos del lenguaje natural potencialmente útiles, como lo es el caso del diseño de mecanismos sociales⁴². Ahora mostraremos ejemplos acerca del modo de operación de la semántica, con respecto a algunos casos clásicos.

Retomaremos el clásico ejemplo del tren y el supervisor o controlador de la estación de trenes. Antes de comenzar, advertimos que el caso puede parecer demasiado sencillo y/o superfluo teóricamente. Sin embargo, él nos ayudará a entender el modo en que algunos elementos de la semántica operan, los cuales serán fundamentales para tratar casos futuros de más interés (científico y filosófico). Se verá que aún en un caso como el que describiremos, se entrometen implícitamente ciertas nociones normativas cuya representación sugiere nuevas vías. Hasta aquí la advertencia.

Ejemplo: *El tren y la estación de control.*

El siguiente ejemplo es enteramente expuesto en (Alur et al, 2002, p. 680 y ss.). Nuestro objetivo es ilustrar los elementos de su CGS y el modo en que algunas *fbf-ATL* son formuladas y satisfechas o no.

Antes de comenzar, pensamos que es adecuada la siguiente precisión: (Alur et al, 2002) considera importante distinguir entre tipos especiales de CGS's. En este caso clasifica tres tipos de

⁴² De cualquier modo, se podría exponer un modelo en CGS del mecanismo social expuesto. Si bien el número de estados, agentes y proposiciones atómicas son sencillos de definir, un poco más de trabajo requieren las especificaciones de los componentes de las funciones de movimiento y de transición. De cualquier manera, el ejemplo que sigue y su CGS servirá para darse una buena idea de cómo proceder en este rubro.

CGS's: las CGS's basadas en turnos sincrónicos, las CGS's Moore sincrónicas y las basadas en turnos asincrónicos. El ejemplo siguiente se considera una CGS de la primera clase. Éstas se caracterizan porque a cada paso del juego (i.e. en cada estado), "únicamente un solo jugador tiene una elección de movimientos" y ese jugador está determinado por el estado en que se encuentra el sistema o juego.

En el siguiente ejemplo se considera un protocolo para la entrada de un tren a una estación, la cual controla su acceso o no.

Considérese la siguiente CGS, $S^{TC} := \langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, \mathbf{d}, \partial \rangle$ en donde:

$\text{PROP} := \{f, \mathbf{d}, s, c\}$, de las cuales las proposiciones son:

'f' = el tren está afuera de la estación;

'**d**' = el tren está adentro de la estación⁴³;

's' = el tren solicita entrar a la estación;

'c' = la estación de control concede entrar al tren;

$Q := \{q_0, q_1, q_2, q_3\}$,

$\pi := \pi(q_0) = \{f\}$, i.e. en el estado q_0 el tren está afuera de la estación.

$\pi(q_1) = \{f, s\}$; en el estado q_1 el tren está afuera de la estación pero ha solicitado su acceso a la misma.

$\pi(q_2) = \{f, c\}$; i.e. en el estado q_2 la estación de control ha concedido la entrada al tren, que está afuera.

$\pi(q_3) = \{\mathbf{d}\}$; i.e. en el estado q_3 el tren está en (dentro de) la estación.

$\Sigma := \{a_1, a_2\}$, i.e. hay dos agentes, el a_1 es el tren y el a_2 es la estación de control (o simplemente controlador).

$\mathbf{d} :=$

* $da_1(q_0) = 2$ y $da_2(q_0) = 1$, y en q_0 es el turno de a_1 , el tren. Éste puede elegir o permanecer afuera de la estación, mov. 1, o solicitar la entrada e ir a q_1 , mov. 2.

* $da_1(q_1) = 1$ y $da_2(q_1) = 3$, y en q_1 es el turno de a_2 , la estación de control. Ésta puede o bien conceder la solicitud del tren, mov1, o bien negarla, mov 2, o bien demorar en el análisis de la solicitud, mov. 3.

⁴³ La marca en negritas tiene la intención de evitar confundir esta proposición **d** con la función d , de movimiento, definida enseguida.

* $da1(q_2) = 2$ y $da2(q_2) = 1$, y en q_2 es el turno de a1, el tren. Éste puede elegir entrar en la estación, mov. 1, o no entrar y rechazar la concesión de entrada, mov. 2.

* $da1(q_3) = 1$ y $da2(q_3) = 2$, y en q_3 es el turno de a2, la estación de control. Ésta puede seguir manteniendo la puerta cerrada, mov1, o conceder el acceso de nuevo a otras solicitudes, mov 2. (véase el dibujo y los comentarios posteriores).

$\partial :=$

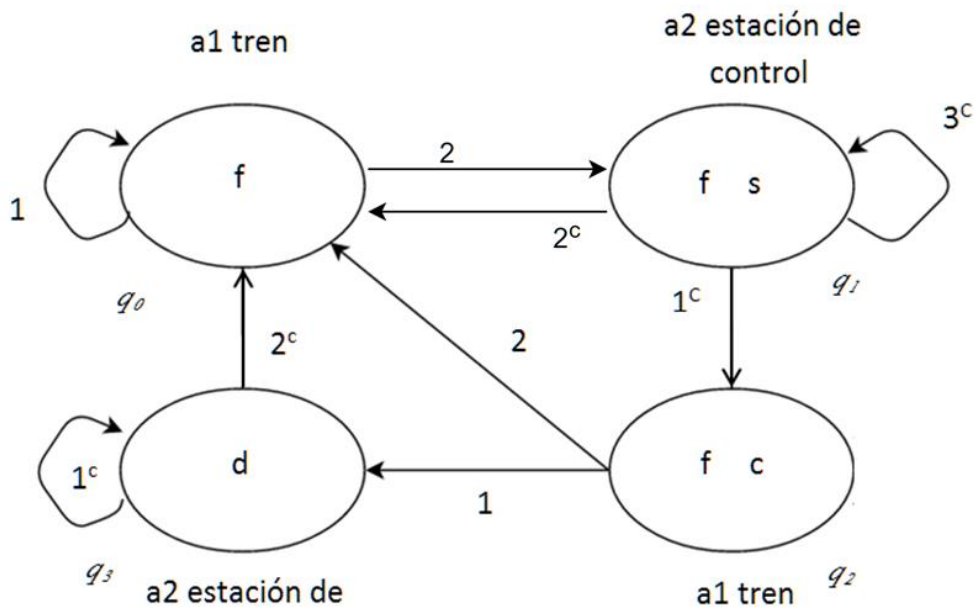
° $(q_0, 1, 1) = q_0^{44}$ y $(q_0, 2, 1) = q_1$

° $(q_1, 1, 1) = q_2$ y $(q_1, 1, 2) = q_0$ y $(q_1, 1, 3) = q_1$

° $(q_2, 1, 1) = q_3$ y $(q_2, 2, 1) = q_0$

° $(q_3, 1, 1) = q_3$ y $(q_3, 1, 2) = q_0$ (Alur et al, 2002, p. 681)

Aquí el modelo de ésta CGS en forma de grafo, con pocas modificaciones (Alur et al, 2002, p. 680):



Comentarios:

⁴⁴Reduzcamos los vectores de movimiento $\partial(q, ja1, \dots, jan)$ usando la intuitiva regla de que la *posición* sintáctica de la jugada ja1 representa el movimiento del agente 1, mientras que el lugar de la ja2, representa el número de jugada del jugador 2, y así sucesivamente. De este modo, por ejemplo, $\partial(q_5, 2, 5) = q_6$, quiere decir que partiendo del estado q_5 y habiendo el jugador a1 elegido la jugada 2 (ja1-2) y el jugador a2 elegido la jugada 5 (ja2-5), se llega al estado q_6 .

Como se logra percibir, en el ejemplo mencionado los estados q_1 y q_3 quedan bajo el control de la estación mientras que los estados restantes, q_0 y q_2 , es el tren el que elige cuál será el siguiente estado del juego. Esto es reafirmado por el hecho de que la función de transición indica, según un estado y para el jugador que no tiene el turno, el movimiento 1, el cual no posee. Sin embargo, esto no es una característica requerida de toda CGS.

Nótese también que en el grafo se representan los movimientos o accesos de un estado con respecto a un agente, marcando sólo con una c en superíndice los movimientos de la estación de control.

También puede deducir el lector que una estructura de Kripke con etiquetas sería equivalente a las estructuras mencionadas siempre que las funciones de movimiento y las funciones de transición fueran bien definidas.

Algunos ejemplos de evaluación de fbf -ATL en la CGS S^{TC} :

Indiquemos unas cuantas afirmaciones satisfactibles en S^{TC} en cualquiera de sus estados (Alur et al, 2002, 687):

a) $\dots \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G(f \wedge \neg c) \rightarrow [[a2]] Gf$; i.e. la estación (a2) puede evitar que el tren entre siempre que éste se encuentre afuera de la estación y se le haya concedido la entrada.

b) $\dots \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G(f \rightarrow [[a2]] Gf)$; en cualquier caso en que el tren esté afuera de la estación, ésta no puede forzar la entrada del tren.

c) $\dots \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G\{f \rightarrow \langle\langle a1 \rangle\rangle F [s \wedge (\langle\langle a2 \rangle\rangle Fc) \wedge (\langle\langle a2 \rangle\rangle G \neg c)]\}$, i.e. en el mismo supuesto (condición) del caso anterior, i.e. siempre que el tren esté fuera de la estación, entonces el tren puede eventualmente (en el futuro) solicitar el acceso a la estación en cuyo caso ésta (a2) decide si se le concede o no.

d) $\dots \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G(f \rightarrow \langle\langle a1, a2 \rangle\rangle Fd)$; partiendo del supuesto compartido de los dos casos previos decimos: cuando sea que el tren está afuera, entonces el tren y la estación de control pueden cooperar para llevar a cabo la entrada del tren a la estación.

e) $\dots \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G(d \rightarrow \langle\langle a2 \rangle\rangle Xf)$; siempre que el tren esté dentro de la estación, ésta puede controlar la situación sacando al tren en el siguiente paso (estado).

La comprobación de las afirmaciones presentadas semánticamente es rutinaria dado que lo único que debemos hacer es aplicar las definiciones de satisfacción antes expuestas. Vamos únicamente a mencionar cómo se procedería en el caso de d):

... $\models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G (f \rightarrow \langle\langle a1, a2 \rangle\rangle Fd)$.

Procedemos del siguiente modo: Los agentes no pueden evitar que, desde cualquier estado q_c de S^{TC} en toda computación λ , donde $\lambda \in \text{out}(q_c, F_{A1A2})$ ⁴⁵, se satisface $f \rightarrow \langle\langle a1, a2 \rangle\rangle Fd$, i.e. que si f se satisface desde ese q_c , entonces el tren y la estación pueden cooperar, teniendo la estrategia F_{A1A2} , en una posición $i \geq 0$ ($i \in \mathbb{N}$) tal que $\lambda[i] \models d$ y para todo $0 \leq j < i$, $\lambda[j] \models T$ ⁴⁶. Esto último es evidente para toda posición de λ , ya que las tautologías se cumplen en todo estado de todo modelo. Luego verificamos por casos que existe F_{A1A2} , lo cual es así en razón de las definiciones de d y ∂ del modelo, en particular que:

-desde q_0 , tenemos las transiciones ∂ sucesivas $(q_0, 2, 1) = q_1$, $(q_1, 1, 1) = q_2$, $(q_2, 1, 1) = q_3$ y se sigue que $q_3 \models d$, por $\pi(d)$. (como lo será en los siguientes casos).

-desde q_1 , tan sólo comenzamos con la transición ∂ para $(q_1, 1, 1) = q_2$, y se sigue con $(q_2, 1, 1) = q_3$ y se evalúa como arriba.

-desde q_2 sólo requerimos a la transición ∂ $(q_2, 1, 1) = q_3$ y la evaluación correspondiente como arriba

-desde q_3 tenemos la reflexiva y obvia transición ∂ $(q_3, 1, 1) = q_3$, pues en q tenemos a d .

Se espera que los anteriores ejemplos hayan mostrado el modo de aplicación básica de ATL, su sintaxis y su semántica. Ahora podemos proseguir a exponer el núcleo del trabajo: investigar cómo se pueden generar formalismos temporales y deónticos, utilizando los elementos de ATL.

⁴⁵ $\lambda \in \text{out}(q, F_{A1A2})$ es una abreviatura de $\lambda' \in \text{out}(q, F_{A1})$ Y $\lambda'' \in \text{out}(q, F_{A2})$.

⁴⁶ Recordar que $\langle\langle A \rangle\rangle F\varphi := \langle\langle A \rangle\rangle T U \varphi$.

Capítulo 2. Formalismos deónticos y temporales alternantes: DATL, NATL y ATL-B.

En este capítulo se estudian tres tipos de lógicas o formalismos lógicos que se preocupan por representar aspectos deónticos temporales en ATL.

La intención de presentar los sistemas es proponer maneras adecuadas para clarificar la importante interacción entre las nociones deóntica y temporal, destacando el papel de los agentes y sus acciones, y con el ulterior objetivo de desarrollar modelos más estrictos y útiles en el ámbito de la reflexión lógica, filosófica y científica.

En relación al punto anterior, la representación y clarificación de las nociones deónticas temporales es fundamental debido a su constante aparición y función en ámbitos normativos, sean morales, jurídicos, científicos (*v.gr.* sociales, computacionales) o filosóficos. Por ejemplo, en el ámbito jurídico las nociones deónticas son pieza común de cualquier ordenamiento que se dedique a regular el comportamiento de los individuos, el cual se desenvuelve en un determinado periodo. En el ámbito computacional, se pueden denotar explícitamente ciertas propiedades como requerimientos de programas, haciendo explícito el componente deóntico. En el ámbito moral, se pueden formalizar regulaciones morales y su evolución histórica. Así, las lógicas a desarrollar pretenden ser capaces de aplicarse adecuadamente a aspectos concretos de uno u otro ámbito, entendiéndose que éstos últimos no conforman una clase exhaustiva ni inamovible.

2.1 Enfoque a sistemas lógicos deónticos en ATL.

Presentaremos, como ya lo hemos indicado en la Introducción, los sistemas DATL, NATL y ATL-B, en ese orden. Importa aquí sólo advertir que el orden en el que se muestran responde a consideraciones de generalidad y didácticas. En razón de generalidad, los sistemas DATL y NATL son definitivamente más generales que el sistema ATL-B, por lo cual aquellos se expondrán antes que éste. Sin embargo, a pesar de ser NATL más general y expresivo que DATL, por cuestiones organizativas y de claridad expositiva, se ha decidido introducir primero DATL. Confiamos en no haber cometido un error en el modo de organización de los sistemas y que se comprenda cada enfoque, atendiendo a su estructura y conceptos principales.

En cada caso se expondrá el sistema atendiendo a las nociones y/o conceptos intuitivos que motivan la propuesta lógica referida. Así mismo, los enfoques se presentaran refiriendo como elementos fundamentales a representar a las habilidades estratégicas de agentes (que referiremos en diversas ocasiones simplemente con el término “habilidades”) así como a propiedades específicas de los modelos a formalizar. Al desarrollar o al culminar dicha exposición se muestran diversos ejemplos o implementaciones, los cuales pretenden ilustrar sencilla pero estrictamente los conceptos generales previamente expuestos. Comencemos con tal itinerario.

2.2. El sistema DATL.

En este apartado se alude a un formalismo que combina lógica deóntica con lógica temporal de tiempos alternantes, ATL: al Sistema Deóntico ATL, o simplemente DATL. DATL fue propuesto por Jamroga, Wooldridge y van der Hoek (Jamroga et al, 2004°) y ha tenido desarrollos en (Wooldridge et al, 2005+) (Agotnes et al, 2007) (van der Hoek et al, 2007|).

DATL es un sistema propuesto para modelar y razonar en torno a obligaciones y habilidades (estratégicas) de agentes. Esta propuesta se justifica parcial pero directamente desde la misma composición de, por un lado, la lógica deóntica, y por otro, de ATL. Por lo que respecta a la primera, la lógica deóntica tiene por objeto de estudio el comportamiento debido, obligatorio, de agentes y sistemas. Por otro lado, ATL es un sistema lógico que permite razonar en torno a lo que pueden hacer agentes individuales o colectivos (coaliciones) en el tiempo (Cap.1). En tal sentido, (Jamroga et al, 2004°) pensaron concebir a las obligaciones de agentes como siendo requerimientos, debidos, de un sistema a representar, requerimientos que se confrontan con “modos posibles de satisfacerlos por actores del juego” (agentes), a los cuales denominan habilidades.

Vale la pena desarrollar esta perspectiva debido a que ella es base para otros desarrollos así como por ser directa y sencilla; esto a pesar de que sus autores reconocieron que su enfoque no era una “tesis definitiva acerca del modo en que las lógicas de obligaciones y de habilidades estratégicas deben de ser combinadas” (Jamroga et al., 2004, p. 165) sino más bien una labor consistente en colocar los primeros bloques en la construcción ulterior de mejores modelos formales.

Los autores parten de los sistemas más comunes en sus respectivos ámbitos: el Sistema de Lógica Deóntica Estándar, SLDE, y la Lógica Temporal de Tiempos-Alternantes, ATL.

Con respecto a SLDE, los autores retoman una sintaxis y semántica convencional. En este sentido, la semántica utilizada es una semántica estándar de modelos de Kripke. Para el operador de obligación se tiene que:

$$M, q \models O\varphi \text{ sii para todo } q' \text{ tal que } qRq', \text{ se tiene que } M, q' \models \varphi$$

De donde M es el modelo de referencia y R es la relación de accesibilidad entre estados (mundos posibles). En este caso la relación de accesibilidad es serial. Si bien este modo de concebir la relación tiene límites y ciertos problemas asociados, en (Jamroga et al., 2004°, p. 166) se nos menciona que este acercamiento tiene sentido “cuando tratamos los enunciados deónticos como refiriendo a la preservación (o violación) de ciertos constreñimientos [*constraints*] que uno desearía imponer en un sistema o alguno de sus componentes”. Así, las modalidades deónticas se interpretan como *requerimientos* de un sistema. La propuesta indicada distingue como correctos ciertos estados posibles del sistema que abarca el modelo formal. En otros términos, del conjunto de todos los estados posibles del sistema que forman parte del modelo, se distinguen estados “correctos” de acuerdo a algún criterio.

Lo anterior puede implementarse en ATL, incluyendo la referencia a agentes, de modo que en palabras de (Jamroga et al., 2004°, p. 166): “ATL más lógica deóntica permite expresar obligaciones acerca de qué es lo que las coaliciones deben o no de alcanzar (*achieve*)”.

Para efectos de aclarar lo que significa esta perspectiva, considere el siguiente ejemplo intuitivo y sencillo. Retomemos un poco el caso de los trenes del capítulo pasado, pero modificándolo sin preocuparnos por el momento en detalles del modelo CGS. Imagínense varios trenes, a , b y c , que pueden en principio entrar o no en un túnel (olvide por el momento el controlador). Por especificaciones deseables, se requiere que los trenes no estén al mismo tiempo en el túnel, por ser ello peligroso. En tal sentido estaría prohibido que a , b y c estén dentro del túnel, también que a y b lo estén y demás combinaciones evidentes; o lo que es lo mismo, que sea obligatorio que a lo más sólo un tren esté dentro del túnel.

De la anterior situación se puede generar un modelo formal en el cual se representen no sólo los estados posibles de los trenes y su evolución temporal, sino las relaciones de accesibilidad hacia estados deónticamente aceptables (obligatorios) o no, también interaccionando en el tiempo. Modelos semejantes, en los cuales se representen nociones deónticas, pueden ser representados en una perspectiva lógica que conjunte los elementos deónticos en un marco

temporal de ATL. Para llevar a cabo estas labores, se alude a un sistema que toma por base a ATL, esto en razón de ser técnicamente más compleja que el SLDE. Este sistema es DATL. La exposición se llevará a nivel informal y formal, por razones didácticas.

Presentaremos DATL a continuación, que es una combinación de ATL y deóntica. La combinación propuesta en (Jamroga et al, 2004°) es, como mencionan los autores, “técnicamente sencilla” (*technically straightforward*). En la sintaxis encontramos fórmulas de ATL, que podremos llamar fórmulas estratégicas, y fórmulas deónticas. En la semántica, encontramos funciones temporales de transición definidas en CGS y relaciones de accesibilidad deóntica. Por lo pronto, podemos pasar a la sintaxis.

2.2.1. Sintaxis.

Presentamos la sintaxis de DATL y posteriormente breves comentarios explicativos.

Sintaxis en BNF:

$$\varphi := T \mid p \mid \neg \varphi \mid \varphi \vee \psi \mid O_A \varphi \mid \mathbf{UP}_A \varphi \mid \langle\langle A \rangle\rangle X\varphi \mid \langle\langle A \rangle\rangle G\varphi \mid \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi$$

Comentarios explicativos:

La sintaxis de DATL está compuesta básicamente por la propia de ATL (Capítulo 1) más la sintaxis deóntica. Con respecto a la primera, aplican los comentarios antes referidos. Con respecto a esta última, hay dos diferencias con respecto a la gramática estándar de SLDE:

- 1) se relativizan las obligaciones a agentes, sean individuales o colectivos (coaliciones); es decir, $A \subseteq \Sigma$ es un conjunto de agentes.
- 2) se usa no sólo un operador deóntico de obligación primitivo sino otro operador de modalidad, ' $\mathbf{UP}_A \varphi$ ', de permisibilidad incondicional. Ésta se explicará poco más adelante, en la Semántica.

Vale destacar que se pueden interdefinir modalidades deónticas sencillas de SLDE, como permisión y prohibición, sin embargo y por lo general, su uso no nos preocupará.

2.2.2. Semántica.

Los modelos CGS de ATL son la base de los modelos de DATL, los cuales podemos llamar estructuras deónticas concurrentes de juegos DCGS. Es importante tener en mente las consideraciones en torno a las ATS y CGS, referidas previamente en el Capítulo 1 (1.3.2)⁴⁷, para ulteriores análisis. Definiremos primero la estructura DCGS introduciendo ciertos comentarios.

Def. Una estructura DCGS es una tupla:

$$SD := \langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, d, \partial, \underline{R} \rangle$$

De donde PROP, Q, Σ , d y ∂ son iguales que en S de ATL-*simpliciter* (1.3.2) con la excepción de considerar ahora que PROP no es necesariamente finito. Además tenemos que:

-- $\underline{R}: 2^\Sigma \rightarrow 2^{Q \times Q}$ es una función que a cada grupo de agentes asigna una relación de accesibilidad deóntica R_A .

Las reglas semánticas de satisfacción de las fórmulas $p, \neg \varphi, \varphi \vee \psi, \langle\langle A \rangle\rangle X\varphi, \langle\langle A \rangle\rangle G\varphi, \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi$ se heredan de la semántica de ATL expuesta en el capítulo 1. Para las fórmulas deónticas, tenemos:

$$q \models^{48} O_A \varphi \text{ sii para todo } q' \text{ tal que } q R_A q', \text{ se tiene que } q' \models \varphi; \quad (i)$$

$$q \models \mathbf{UP}_A \varphi \text{ sii para todo } q' \text{ tal que } q' \models \varphi, \text{ tenemos que } q R_A q'. \quad (ii)$$

Con respecto a (i), sólo vale la pena destacar la referencia a la relación de accesibilidad deóntica dependiente de los agentes. En relación a (ii), la nueva modalidad sirve para “caracterizar el conjunto exacto de estados “correctos” ” (Jamroga et al., 2004°, p. 170). Vale la pena indicar

⁴⁷ Estas distinciones cobrarán importancia mayor a medida que aludamos a desarrollos más complejos, que atienden a distintos sistemas normativos, como las referidas en (Agotnes et al, 2007).

⁴⁸ Recuérdese que aquí “ $q \models \dots$ ” es una abreviatura de “SD, $q \models \dots$ ”.

que no se tienen que asumir ciertas características como necesarias en torno a las relaciones de accesibilidad R_A y $R_{A'}$ aún en el caso de que $A' \subseteq A$.

Explicaremos ahora el modo en que el sistema mencionado nos ayuda a recrear modelos útiles para denotar requerimientos de agentes y coaliciones, atendiendo a varias propuestas que atienden a intereses particulares.

2.2.3. Propuestas: Funcionalidad, poder expresivo y ejemplos.

DATL es una lógica en la cual se pueden representar formalmente requerimientos de un sistema y habilidades de agentes en un sistema de tal tipo. Comenzaremos por explicar tres tipos de requerimientos en modelos formales de obligaciones: los requerimientos globales, los requerimientos locales y obligaciones en caminos-temporales. Para su mejor comprensión, pondremos ejemplos sencillos basados en la literatura existente.

Requerimientos globales.

Comenzaremos explicando cómo modelar obligaciones en términos de “requerimientos globales” que un grupo de agentes debe cumplir o satisfacer, para luego indicar cómo se logran expresar propiedades de esos agentes en sistema.

Un modo general y sencillo de llevar a cabo esto es simplemente denotar en la semántica la diferencia entre estados “correctos” y estados “incorrectos” reduciendo las DCGS a CGS con el uso de una constante atómica de Violación: V^{49} y la relación de accesibilidad R_A (Jamroga et al., 2004°, p. 171 y ss.). De este modo, la relación de accesibilidad deóntica se define así:

$q' \models V$ sii para todo q en Q , no es cierto que $qR_A q'$ (i.e. qRq' sii $q' \not\models V$) para cualquier A .

lo que tiene por consecuencia que la modalidad de obligación se defina así:

$M, q \models O\phi$ sii para todo q' tal que $q' \not\models V$ se tiene que $M, q' \models \phi$

Veamos esto con un ejemplo con un ejemplo muy sencillo. Imagine un caso semejante al de los trenes y el túnel, pero atendiendo a sólo la existencia de dos de ellos: Sea entonces una DS:= $\langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, d, \partial, \underline{R} \rangle$ en donde:

⁴⁹ En este sentido, en realidad se propone una especie de interpretación que “reduce” DATL a ATL de un modo análogo a como se propuso reducir el SLDE a un sistema modal con uso de constantes de sanción o violación, v.gr. (Anderson, 1968).

- PROP:= {p,q} de las cuales las proposiciones son:

‘p’ := “El tren a1 está dentro del túnel”,

‘q’ := “El tren b2 está dentro del túnel”.

Q:= {q₀, q₁, q₂, q_{3g}}, q₀ estado inicial

π:= π (q₀) = {¬p, ¬q }; π (q₁) = {p, ¬q }; π (q₂) = {¬p,q}; π (q₃) = {p,q}

Σ:= {a1, b2}, i.e. hay dos agentes, el a1 es el tren a y el b2 es el tren b.

d:= Antes de definir la función decimos en síntesis que ambos agentes tienen acciones o movimientos análogos: ‘mov. 1’, que refiere a la acción de permanecer en su lugar, ‘mov. 2’, que refiere a ir a entrar al túnel, y ‘mov. 3’ que refiere a la acción de salir del túnel. En este caso, ningún estado está controlado por el sistema (esto hará que d y ∂ sean más fáciles de definir que en el caso hallado en 1.4., del tren y el controlador).

* da1(q₀) = {1, 2} y db2(q₀) = {1, 2} (o sea que pueden elegir cada agente de entre el mov. 1 o el mov. 2 en el estado q₀, en los demás casos la lectura es similar).

* da1(q₁) = {1, 3} y db2(q₁) = {1, 2}

* da1(q₂) = {1, 2} y db2(q₂) = {1, 3}

* da1(q_{3g}) = {1} y db2(q_{3g}) = {1} (no hay opciones: de cualquier manera, en este caso se interpreta un choque o accidente que deja a ambos agentes inhabilitados).

∂:=

◦ (q₀, 1, 1) = q₀; (q₀, 2, 1) = q₁; (q₀, 1, 2) = q₂; (q₀, 2, 2) = q_{3g}

◦ (q₁, 1, 1) = q₁; (q₁, 3, 1) = q₀; (q₁, 3, 2) = q₂; (q₁, 1, 2) = q_{3g}

◦ (q₂, 1, 1) = q₂; (q₂, 1, 3) = q₀; (q₂, 2, 3) = q₁; (q₂, 2, 1) = q_{3g}

◦ (q_{3g}, 1, 1) = q_{3g};

Nótese que en este caso el vector de movimiento tiene el orden $\langle a1, b2 \rangle$, es decir, $(q_2, 1, 3)$ indica el estado al que se llega cuando estando en el estado q_0 el agente $a1$ elige la acción 1 y el agente $b2$ elige la acción 3.

-- $R: 2^\Sigma \rightarrow 2^{Q \times Q}$ es una función que asigna para todo A subconjunto de agentes no vacío de Σ una relación de accesibilidad deóntica R_A . Ésta es definida por medio de las siguientes relaciones:

$$q_0 R_A q_0; \quad q_0 R_A q_1; \quad q_0 R_A q_2;$$

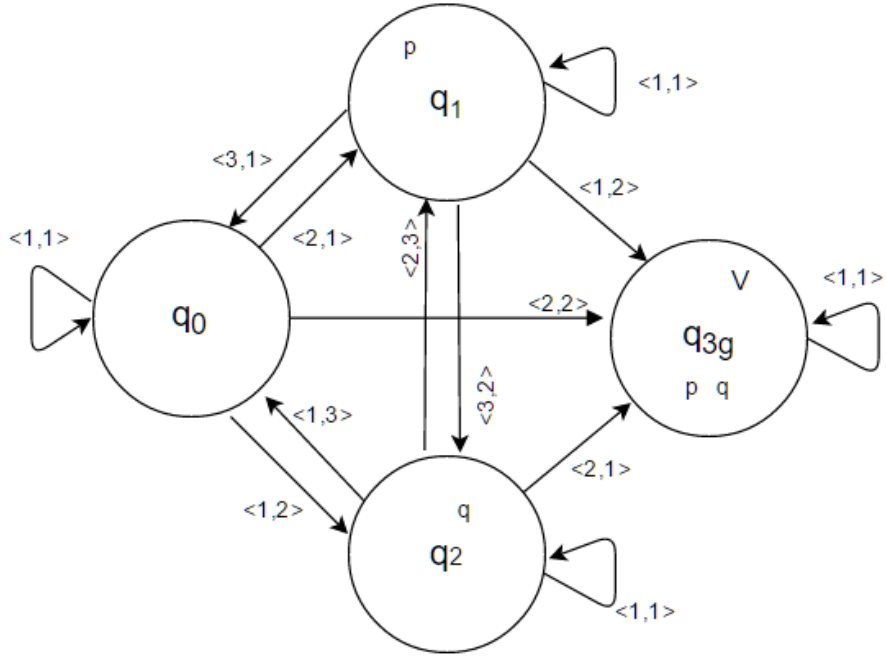
$$q_1 R_A q_1; \quad q_1 R_A q_0; \quad q_1 R_A q_2;$$

$$q_2 R_A q_2; \quad q_2 R_A q_0; \quad q_2 R_A q_1;$$

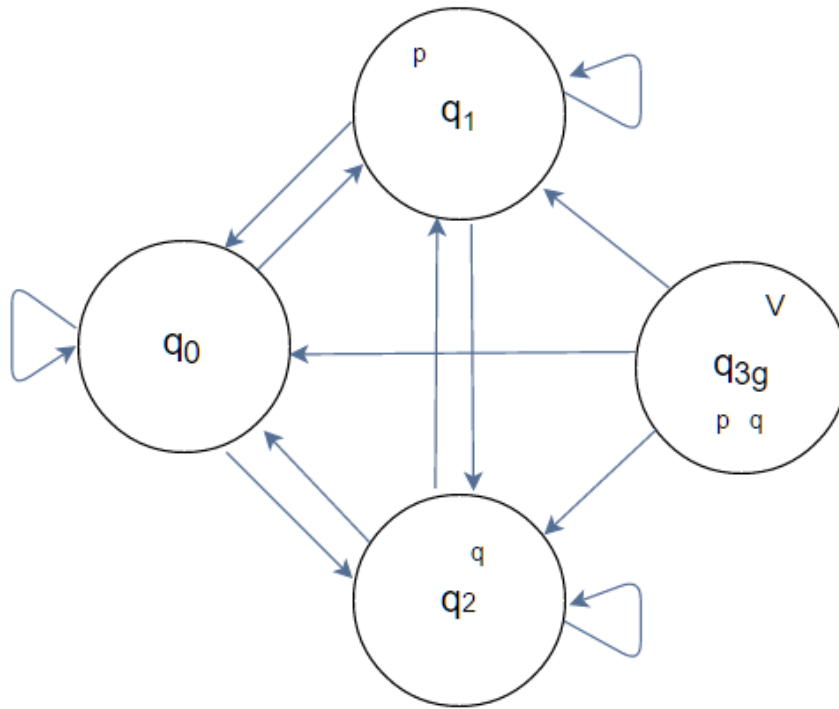
$$q_{3g} R_A q_0; \quad q_{3g} R_A q_1; \quad q_{3g} R_A q_2;$$

Por las anteriores relaciones tenemos que V no será satisfactible en q_0 , q_1 y q_2 ; pero no sucede lo mismo en q_{3g} . También hacemos notar que los requerimientos son los mismos para todo subconjunto de Σ de DS y, en particular, que los agentes $a1$ y $b2$ son sujetos a las mismas relaciones.

Aquí preferimos representar en dos modelos parciales, en forma de grafos, la estructura de DS : uno que atiende a la estructura CGS y otra que atiende a la relación deóntica en $DCGS$ (es fácil comprender que una transposición de ambos es el verdadero modelo representado en $DCGS$, considerando a V en q_{3g}):



DS: modelo del sistema (no deóntico)



Relaciones deónticas en el modelo DS.

Basándonos en los modelos anteriores, no es difícil ver que el requerimiento u obligación global de los agentes, trenes, es no estar o entrar al mismo tiempo dentro del túnel. Vemos que a partir de este requerimiento global, hay ciertas habilidades y propiedades del sistema que podrían ser consideradas relevantes. Por ejemplo, ambos agentes de DS tienen la habilidad de evitar el estado incorrecto (no debido) q_{3g} . En otros términos, partiendo del estado inicial q_0 , la siguiente fórmula es satisfecha:

$$\langle\langle a1 \rangle\rangle G\neg(p \wedge q) \wedge \langle\langle b2 \rangle\rangle G\neg(p \wedge q).$$

Nótese por ejemplo que si el requerimiento exige, además de evitar el choque, que los agentes eviten el estado incorrecto habiendo al menos uno de ellos pasado por dentro del túnel, entonces ya no se satisface lo anterior y sí lo hace:

$$\neg\langle\langle a1 \rangle\rangle \neg(p \wedge q) U (p \wedge \neg q).$$

(Jamroga et al., 2004°, p. 171) consideran importante distinguir propiedades globales de los sistemas representados con DCGS's haciendo alusión a la satisfacción o no de la constante de violación y destacan la existencia de algunas de ellas. Aquí presentamos algunas.

Estabilidad/Armonía: cuando en el sistema $M, q \stackrel{50}{\models} \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G\neg V$. En nuestro modelo aludido SD y el estado q cualquiera, esta propiedad no se cumple (no es el caso que ningún movimiento puede hacer chocar a los trenes).

Semi-estabilidad: cuando el sistema se recupera necesariamente de cualquier situación futura: $M, q \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G\langle\langle \emptyset \rangle\rangle F\neg V$.

Guardián-colectivo/No violaciones: Una coalición es guardián si puede proteger al sistema de violaciones de requerimientos, respecto de un modelo y estado: $M, q \models \langle\langle A \rangle\rangle G\neg V$.

Reparación del sistema/Recuperación del camino: si en un futuro se puede llegar a un estado deónticamente adecuado: $M, q \models \langle\langle A \rangle\rangle F\neg V$.

⁵⁰ En este caso, se alude a un modelo arbitrario M .

Reparador-avanzado: Si dado un modelo y estado, A siempre puede reparar el sistema regresando a un estado deónticamente adecuado, entonces se cumple esta propiedad:
 $M, q \models \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G \langle\langle A \rangle\rangle F \neg V$.

Aseguramiento de logro/alcance de meta: la habilidad estratégica de un agente para alcanzar una determinada meta: A logra asegurar φ en M, q si $M, q \models \langle\langle A \rangle\rangle \neg VU(\neg V \wedge \varphi)$.

Se notara que el reconocimiento de esta clase de propiedades es una tarea muy importante que, afortunadamente, no es demasiado compleja. En el modelo que representa la DS del ejemplo anterior, podemos fácilmente ver que el sistema no es ni estable ni semi-estable ya que los trenes pueden entrar al túnel al mismo tiempo. Análogamente, ningún tren puede reparar de alguna manera el sistema una vez que se haya llegado al estado q_{3g} ⁵¹. Finalmente, la coalición de agentes puede asegurar el logro de $p \vee q$, pero no así ' $p \wedge q$ '.

El ejemplo anterior sólo es una muestra del modo en que las propiedades globales se pueden representar, sin embargo, un análisis más específico de ciertas propiedades puede ser realizado para evitar limitaciones de los requerimientos globales. Uno de ellos es el hecho de que no se pueden representar requerimientos dependientes de un estado específico en el que se encuentra un sistema modelado, en el sentido de que dado un estado, desde éste se aludan a requerimientos o se modifiquen los ya existentes. Para ello se postulan *requerimientos locales*, a los cuales nos referimos a continuación.

Requerimientos locales.

Un modo más sofisticado en el cual los requerimientos pueden ser formalizados en una DCGS, es atendiendo a una modificación en la relación de accesibilidad deóntica que formalice ciertas nociones dinámicas (en un esquema DATL)⁵². Por ejemplo, cuando en razón de hallar nueva información o producir un evento se generan nuevas obligaciones (*v.gr.* dado que unos físicos técnicos-experimentales se introdujeron en el colisionador, introdujeron unas partículas extrañas

⁵¹ Nótese entonces que hay una diferencia entre lo que los agentes pueden hacer y lo que deben de hacer en el estado en comento: por un lado, no pueden reparar el sistema, por otro deberían.

⁵² Es cierto que existen actualmente propuestas formales que analizan las relaciones dinámicas deónticas y temporales (van Benthem et al., 2010°), pero en razón del actual enfoque de este trabajo y la complejidad propia de las lógicas dinámicas, no es adecuado ni posible detenernos en este punto.

que generan la obligación de limpiar el lugar); o bien cuando se requiere formalizar la negociación o cambio de obligaciones (*v.gr.* cuando se negocia cierta condición legal de un contrato).

Antes de exponer un ejemplo representativo de requerimientos locales, advierto que si bien el ejemplo está enfocado a cuestiones sociales, no es necesario ello: pensamos que otros ejemplos más interesantes enfocados a ámbitos éticos, legales, científicos y filosóficos pueden representar situaciones en las que sea necesario organizar estados correctos. Pasemos al ejemplo.

El siguiente ejemplo y las propiedades aludidas son hallados básicamente en (Jamroga et al., 2004°, p. 173), solamente introducimos una versión particular.

Considérese la siguiente situación: una especie de neo-terrorismo se ha expandido a lo largo del mundo, que está en peligro en razón de un plan macabro. La ONU ha elegido un Canciller mundial que salvará al mundo de la amenaza develando el plan terrorista a todas las naciones en un discurso a puertas cerradas. Sin embargo, un asesino se encuentra en persecución del Canciller para la adecuada ejecución del plan macabro. Mas el Canciller mundial tiene a su lado a Sherlock Bond, el cual intentará a toda costa salvar al Canciller.

A continuación exponemos resumidamente los elementos del modelo relativo a la situación expuesta. En este caso la representación gráfica es selectiva en el sentido de que representa sólo los elementos que se han creído necesarios para comprender los requerimientos locales que nos interesan. Por ende, la definición del modelo se halla tanto en los comentarios siguientes como en el grafo del modelo, el cual se presenta inmediatamente después.

Considérese entonces una DS' representada por los comentarios siguientes y el grafo hallado más abajo:

- PROP' := {s,c,a}, i.e. s= "el mundo está salvado"; c:= "el Canciller está muerto", y a:= "el asesino está muerto".

- $\pi := \pi(q_0) = \{s, \neg c, \neg a\}; \pi(q_1) = \{c, \neg s, \neg a\}; \pi(q_2) = \{c, a, \neg s\}$

- $Q := \{q_0, q_1, q_2\}$

$\Sigma := \{aI, aII, aIII\}$, i.e. aI:= Canciller, aII:= Sherlock Bond, aIII:= Asesino.

d:= abreviaremos aludiendo sólo a los movimientos de cada agente en lenguaje natural, compare con el modelo: para los tres agentes, existe el movimiento 1 de no operación o no acción. Para cada agente además de lo dicho tenemos los siguientes movimientos:

aI: 2: hablar (en relación al discurso a dar a puerta cerrada).

aII: 3: defender (al Canciller); 4: buscar (al asesino).⁵³

aIII: 5: esperar, 6: disparar.

La función d será representada parcialmente con el modelo en forma de grafo presentado más abajo. Por simplicidad, el diagrama de DS' muestra tan solo las transiciones relevantes para nuestro ejemplo.

* $daI(q_0) = 1 \text{ ó } 2, \dots, \text{etc.}$

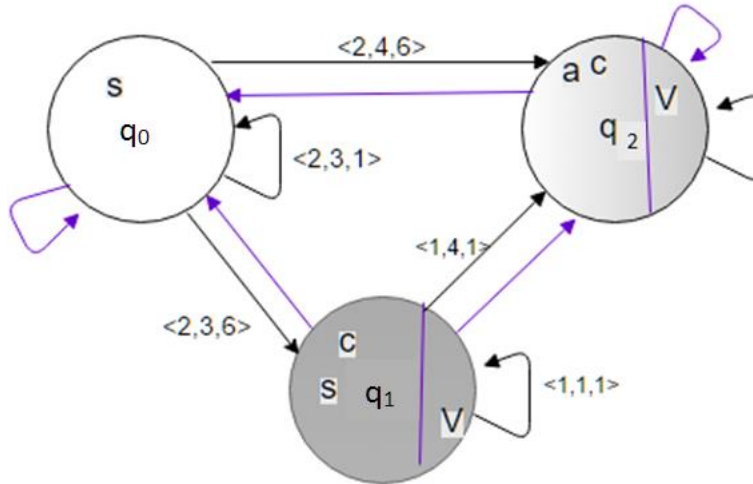
$\partial:=$

° $(q_0, 1, 1, 1) = q_0; (q_0, 2, 3, 6) = q_1; \dots, \text{etc. Véase grafo del modelo.}$

-- $\underline{R}: 2^\Sigma \rightarrow 2^{Q \times Q}$ es una función que asigna para todo A subconjunto de agentes no vacío de Σ una relación de accesibilidad deóntica R_A . Ésta es definida por medio de las siguientes relaciones:

$q_0 R_A q_0; q_1 R_A q_0; q_1 R_A q_2; \dots, \text{etc. Véase grafo del modelo.}$

⁵³ Asumimos números distintos para facilitar la lectura del modelo y su representación.



Modelo/Diagrama de DS'. En él se destacan sólo algunos movimientos y transiciones posibles del sistema no deónticos, para ello se usan líneas negras. Para la relación deóntica se usa una línea más clara. La V representa la constante de violación y el color gris de q_1 así como el color parcial gris de q_2 es interpretable en el sentido de que el estado más grisáceo es deónticamente peor que el menos grisáceo.

Creemos que el lector puede desenvolver toda la estructura formal de la DS' con ayuda de lo expuesto.

Ahora bien, en el grafo suponemos que el Canciller está vivo en el estado q_0 , estado que vamos a suponer es el estado real (o presente) del sistema. Aquí también vamos a suponer que es obligatorio o requerido que el Canciller sea protegido de que le disparen mortalmente. Así, tenemos que en DS', $q_0 \models \neg c$.

Así mismo asumamos por mor de la explicación de propiedades locales, que el único que puede evitar la muerte del Canciller es el asesino (Sherlock Bond no es infalible esta vez). $q_0^{54} \models \langle\langle aIII \rangle\rangle G \neg c \wedge \neg \langle\langle aI, aII \rangle\rangle G \neg c$ (en este caso no hay estrategia para aI, aII). En este ejemplo – por más ficticio que sea-, una vez muerto el Canciller, no hay modo de revivirlo, de salvar el mundo: $c \rightarrow \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G c$. Aquí nos interesa la siguiente cuestión local: siendo el caso de que al Canciller le dispararon y murió, es debido el requerimiento de revivir al asesino o bien asesinar (vengativamente) al asesino (aIII): $M', q_1 \models O \neg c \vee a$. Sherlock Bond no es Dios, pero sí puede

⁵⁴ Usamos aquí abreviatura y en los casos que siguen.

(aunque tarde) llevar a cabo esta última tarea: $q_2 \models O \langle \langle A \rangle \rangle F a$. En este caso podemos representar la diferencia entre un estado inicialmente indebido, como lo es q_2 , que después de un cierto estado (i.e. q_1), se vuelve la mejor opción, la “opción correcta”.

Propiedades semejantes a las de las propiedades globales de la sección anterior pueden ser representadas, sólo que en referencia a un estado dado. Seamos explícitos en torno a algunas de ellas (cfr. Jamroga et al., 2004⁵⁵, p. 173):

Estabilidad/Armonía: en M, q ⁵⁵ hay estabilidad si dado $M, q \models O \varphi \wedge \mathbf{UP} \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle \emptyset \rangle \rangle G \varphi$.

Semi-estabilidad: en M, q hay semi-estabilidad si dado $M, q \models O \varphi \wedge \mathbf{UP} \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle \emptyset \rangle \rangle G(\varphi \rightarrow \langle \langle \emptyset \rangle \rangle F \varphi)$.

Guardián-colectivo/No violaciones: Una coalición A es guardián en M, q , si dado $M, q \models O \varphi \wedge \mathbf{UP} \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle A \rangle \rangle G \varphi$.

Reparación del sistema/Recuperación del camino: Una coalición A puede reparar el sistema en M, q , si dado $M, q \models O \varphi \wedge \mathbf{UP} \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle A \rangle \rangle F \varphi$.

Reparador-avanzado: Una coalición A es reparador avanzado en M, q , si dado $M, q \models O \varphi \wedge \mathbf{UP} \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle \emptyset \rangle \rangle G \langle \langle A \rangle \rangle F \varphi$.

Aseguramiento de logro/alcance de meta: A logra asegurar φ en M, q si $M, q \models O_A \varphi \wedge \mathbf{UP}_A \varphi$, se tiene que $M, q \models \langle \langle A \rangle \rangle \varphi U (\varphi \wedge \varphi)$. Véase la diferencia en estos requerimientos, que son individualizados.

Aseguramiento de logro incremental/alcance de meta superior: A logra asegurar (incrementalmente) φ en M, q si dado que $M, q \models O_A \varphi \wedge \mathbf{UP}_A \varphi$, es el caso que $M, q \models \varphi \wedge$

⁵⁵ Estas propiedades se pueden aludir respecto de modelos arbitrarios M . En el caso de estas propiedades se debe entender que referimos al caso del modelo DS' y que, desde el estado indicado en el grafo, son satisfactibles (o no) tales requerimientos.

ψ o bien $M, q \models \varphi$ y $M, q \models \langle\langle A \rangle\rangle F \psi$, i.e. la coalición A tiene una estrategia colectiva F_A tal que para cada $\lambda \in \text{out}(q, F_A)$, se tiene que $M, \lambda[1] \models \psi$

Las anteriores expresiones son muestras del poder expresivo de DATL en referencia a requerimientos locales. Empero, un límite obvio –y que comparte con la expresión de requerimientos globales– es que no se logran expresar requerimientos ni propiedades que denoten lo que a lo largo de toda una serie de estados, o computación, puede llevar a cabo una coalición en un sistema. Para ello, procedemos a una clase de extensión de DATL.

Requerimientos temporales en computaciones: extensión de DATL.

En el sistema anterior pudimos expresar requerimientos deónticos u obligaciones de ciertos sistemas que evolucionan con respecto a las acciones de sujetos en el tiempo. Sin embargo, en él no se pueden expresar propiedades de caminos temporales. Para ello podría pensarse en extender DATL a un sistema DATL*.

El modo de proceder se basa en la utilización de ATL* como base de DATL*. Recordemos que en el capítulo anterior, hicimos referencia a ATL *simpliciter*. También referimos que ATL es un fragmento de ATL* de manera análoga a como CTL lo es con respecto a CTL*⁵⁶. En este sentido, en ATL* no todo operador temporal debe ser precedido por la modalidad de cooperación de coalición y se tienen, como ya habíamos indicado, dos clases de fórmulas: las de estado y las de caminos, que reciben su nombre debido a que ellas son evaluadas respectivamente, en estados y en caminos.

Una forma sencilla de introducir un sistema de esta clase es extender ATL permitiendo la formalización de requerimientos deónticos que “ligan” formulas temporales que pueden aparecer en la sintaxis de *fbf*-ATL.

Considérese la siguiente sintaxis recursiva:

Sintaxis, extensión:

⁵⁶ En este sentido, recordamos que en CTL las expresiones temporales (*v.gr.* $F\varphi$) sólo pueden ser expuestas sí son precedidas por un único cuantificador de caminos (*v.gr.* $AF\varphi$ o $EF\varphi$, donde A es para todo y E para algún). Sin embargo, puede eliminarse esta condición en el sistema CTL*, con lo cual habrán en la sintaxis dos grandes clases de fórmulas: las de estado y las de caminos (Huth et al, 2002, p. 218).

Fórmulas de estado:

$$\varphi := T \mid p \mid \neg \varphi \mid \varphi_1 \vee \varphi_2 \mid \langle\langle A \rangle\rangle \psi \mid O_A \psi \mid \mathbf{UP}_A \psi$$

Fórmulas de caminos (o más bien subfórmulas de caminos):

$$\psi := X\varphi \mid G\varphi \mid \varphi_1 U \varphi_2$$

Antes de ir a los ejemplos, presentamos una semántica de extensión para la sintaxis aludida.

Extensión de Semántica.

Una semántica correspondiente a las nuevas fórmulas difiere bastante con respecto a la concepción de relación de accesibilidad deóntica. En lugar de ser una relación estándar entre estados, es una relación “mixta” entre estados y secuencias de estados, i.e. caminos o –en términos de ATL- computaciones. En particular, para toda computación λ , $q R^*_A \lambda$ indica que dado q , λ es idealmente correcta o en términos coloquiales: que se “va por buen camino”. Las definiciones de la extensión que identifican a esta propuesta puede ser definida en los siguientes términos (*cfr.* Jamroga et al., 2004°, p. 174):

$M, q \models O_A X\varphi$ sii para toda computación λ tal que $q R^*_A \lambda$, se tiene que $M, \lambda [1] \models \varphi$;

$q^{57} \models O_A G \varphi$ sii para para toda computación λ tal que $q R^*_A \lambda$, se tiene que $\lambda [i] \models \varphi$ para toda $i \geq 0$.

$q \models O_A \varphi_1 U \varphi_2$ sii para para toda computación λ tal que $q R^*_A \lambda$, existe una posición $i \geq 0$ tal que $\lambda [i] \models \varphi_2$ y para todo $0, \leq j < i$, $M, \lambda [j] \models \varphi_1$.

$q \models \mathbf{UP}_A X\varphi$ sii para para toda computación λ tal que $\lambda [1] \models \varphi$ tenemos que $q R^*_A \lambda$;

$q \models \mathbf{UP}_A G\varphi$ sii para para cada computación λ tal que $\lambda [i] \models \varphi$ para toda $i \geq 0$ tenemos que $q R^*_A \lambda$;

⁵⁷ Usamos las abreviaturas, también adelante en $\lambda [i]$.

$q \models \mathbf{UP}_A \varphi_1 U \varphi_2$ si y sólo si para cada computación λ tal que $\lambda[i] \models \varphi_2$ para algún $i \geq 0$ y M , $\lambda[j] \models \varphi_1$ para todo $0, \leq j < i$, tenemos que $q \in R^*_A \lambda$.

Ejemplificación de propiedades.

De modo semejante a los sistemas lógicos anteriores, aquí encontraremos la posibilidad de expresar propiedades. Sólo mencionamos algunas cuantas fórmulas con ejemplos básicos, cuyos modelos no representamos por considerarlo innecesario.

Estabilidad de requerimiento temporal: una coalición D puede provocar un requerimiento temporal referido. Siendo T un operador temporal:

$$OT \psi \rightarrow \langle\langle D \rangle\rangle T\psi$$

Garantía eterna: Es obligatorio o requerido que en un futuro la coalición B tenga la oportunidad de garantizar para siempre que φ :

$$OF \langle\langle B \rangle\rangle G \varphi$$

Eventual determinación: es obligatorio que eventualmente la coalición C determine φ :

$$OF (\langle\langle C \rangle\rangle F\varphi \wedge \langle\langle C \rangle\rangle F\neg\varphi)$$

La anterior propiedad puede ser fortalecida a *determinación futura disyuntiva*: En el sistema es obligatorio que la coalición C siempre pueda alternar φ , i.e. entre sí sí o no es el caso que φ se dé.

$$OG (\langle\langle C \rangle\rangle F\varphi \wedge \langle\langle C \rangle\rangle F\neg\varphi)$$

Finalmente, no queremos dejar de mencionar que uno de los grandes problemas de ATL* es que es un sistema muy costoso en términos computacionales y hace impráctica su aplicación en ámbitos técnicos y computacionales. En este sentido, la aplicación de la extensión de DATL en DATL* no encontrará gran utilidad en ciertos ámbitos como el computacional. Sin embargo, respecto a ciertos problemas concretos y modelos sencillos, la concientización de propiedades con relación a modelos no muy complejos puede ser de interés, sobre todo si se estudia en alguna ciencia (social o natural) como escenarios jurídicos en la ciencia de este tipo o bien en escenarios limitados de especiación en teoría evolutiva.

2.3. El sistema NATL.

En este apartado se alude a un formalismo para expresar obligaciones o aspectos deónticos especificados por sistemas normativos en un marco de ATL. A este formalismo sus autores le han bautizado NATL* (Wooldridge et al, 2005+) (Agotnes et al, 2007) (van der Hoek et al, 2007|), aunque nosotros simplemente le llamaremos Lógica Normativa Temporal de Tiempos Alternantes, NATL (*Normative Alternating-time Temporal Logic*)⁵⁸. Correspondientemente, veremos la propuesta de Wooldridge y van der Hoeck para aplicar su formalismo en la representación de leyes sociales, en particular, con respecto a una interpretación de la figura del contrato social, surgida de la teoría política. Indicamos que su enfoque no se preocupa en lo absoluto por introducirse en la filosofía o teoría política, sino en representar algunas características que se le adjudican⁵⁹.

Exponer inmediatamente la sintaxis y semántica del sistema NATL no es conveniente sin haber antes indicado algunos breves comentarios del enfoque que tuvieron sus fundadores. Por tal razón, nos detenemos un poco para exponer el contexto en que se propone NATL, algunas de sus motivaciones, enfoque así como elementos formales que preparen el terreno para una adecuada comprensión del sistema y sus ejemplos.

Sabemos que ATL es un sistema propuesto para representar el razonamiento en torno de habilidades o poderes de agentes (coaliciones) en sistemas multijugador haciendo uso de estructuras de juegos. Las capacidades expresivas de ATL para referir a agentes y sus acciones sugieren su vinculación con otro tipo de lógicas formales relacionadas con el comportamiento de agentes. La lógica deóntica, al estudiar el comportamiento debido es una de ellas. En la lógica deóntica, los conjuntos de reglas de cualesquier tipo que prescriben comportamientos son de un interés particular (por ejemplo en la regulación jurídico-legal o en aspectos técnicos de aplicación de tecnología, etc.). NATL atiende precisamente a la regulación de comportamientos de una coalición atendiendo a la fuente de la regulación.

NATL (Wooldridge et al, 2005+) es una lógica basada en las estructuras sintácticas y semánticas de ATL, en la cual se introducen modalidades de cooperación parametrizadas no

⁵⁸ Los autores explican que debido a que el sistema NATL* es más cercano a ATL* que a ATL “¡nos sentimos obligados a utilizar * en el nombre!” (Wooldridge et al, 2005+, nota 1). Nosotros preferimos ahorrarnos el símbolo. Más adelante al presentar NATL será sencillo reconocer que éste se asemeja más a ATL* que a ATL.

⁵⁹ Nosotros tampoco nos enfocaremos a ello, pero no rechazamos que se pueda derivar una fructífera investigación en los temas mencionados a partir del formalismos NATL.

solamente por la referencia a coaliciones, sino también a sistemas normativos: “ $\langle\langle \eta : C \rangle\rangle \varphi$ ”. Aquí η representa un sistema normativo, mientras que C y φ siguen siendo respectivamente una coalición y una *fbf* de la lógica. La interpretación pretendida de “ $\langle\langle \eta : C \rangle\rangle \varphi$ ” es en términos de los autores:

... operando dentro del contexto del sistema normativo η , la coalición C tiene la habilidad de provocar φ [*to bring about* φ], más precisamente, que C tiene una estrategia ganadora para φ , en donde esta estrategia se conforma a las estructuras del sistema normativo η (Wooldridge et al., 2005+, p. 397).

En este sentido, una definición adecuada de la nueva modalidad depende de la formulación de la estructura de un sistema normativo en cuestión. En general, un sistema normativo se define como un conjunto de reglas (directivas) que constriñen (limitan)⁶⁰ la movilidad o acción de coaliciones (agentes) en estados de un sistema (en términos del capítulo 1). (Más adelante se aclarará el modo en que se lleva a cabo ello). Haremos notar cómo se definen modalidades de cooperación con respecto a sistemas normativos.

Las modalidades nuevas en NATL permiten referir a los sistemas normativos. Con respecto a ellos, se definen operadores deónticos contextualizados: “ O_η ” y “ P_η ”. Naturalmente, el significado pretendido de $O_\eta \varphi$ es que es obligatorio φ en el contexto normativo definido por η . Análogamente con P_η . Las expresiones conformadas de este modo son interpretables como habilidades deónticas o normativas de determinados agentes.

Por lo que respecta a la semántica de NATL, los autores definen y utilizan estructuras que son versiones no estándar de ATS: Sistemas de Transición alternantes basadas en acciones, *Action-based Alternating Transition Systems*, AATs (van der Hoek et al, 2007|). Éstas pueden ser traducidas a CGS’s⁶¹. Haremos algunos comentarios específicos al respecto en su momento, pero presentaremos estas estructuras en una forma que respeta a su original.

Definidas la sintaxis y semántica, presentaremos la aplicación de NATL que Wooldridge y van der Hoek (2005+) elaboran en torno a la figura del contrato social. La idea general es modelar un contrato social conceptuado como conjunto de normas o convenciones que los agentes

⁶⁰ Los términos en paréntesis se usaran como sinónimos.

⁶¹ Ya en el anterior capítulo mencionamos que las ATS son estructuras equivalentes a CGS. Mencionamos las ventajas que en nuestra opinión y en la de Alur y Henzinger tienen las CGS por sobre ATS. AATs es una forma no estándar de ATS.

sociales acatan. Por el momento no adelantamos la manera de llevarlo a cabo⁶². Basta con mencionar que se aludirá al ejemplo elaborado por los autores, apoyando ciertos aspectos de su labor que pueden ser explotados en el futuro con mayor ahínco.

Pasaremos a exponer algunos elementos formales y explicaciones básicas de NATL, para que después podamos presentar a oídos informados la sintaxis y semántica respectiva del sistema que nos compete.

Elementos formales preliminares de NATL.

Primero definiremos una AATs siguiendo a los autores. Después definiremos un sistema normativo dentro del marco del sistema.

AATs.

Los autores utilizan una AATs definida en los siguientes términos:

$$SN := \langle \text{PROP}, Q, \pi, \Sigma, \rho, \text{Acc}, \tau \rangle$$

En donde PROP, Q, π , Σ son como los elementos hallados respectivamente en las CGS's. Con respecto a los miembros de la séptupla no mencionados tenemos (van der Hoek et al, 2007|, p. 399):

- Acc es un conjunto no vacío de acciones para cada $i \in \Sigma$, de modo tal que las acciones en Acc están disponibles para todos los agentes.

- $\rho := \text{Acc} \rightarrow 2^Q$ es una función pre-condicional de acción, que para cada acción $\text{jax} \in \text{Acc}$, determina el conjunto de estados $\rho(\text{jax})$, desde el cual jax puede ser llevado a cabo; y

- $\tau: Q \times \langle \text{ja}1, \dots, \text{jan} \rangle \rightarrow Q$, es una función parcial de transición que define $\tau(q, \text{jax})$, resultado de realizar jax desde q .

Comentarios:

⁶² Mencionamos de una vez que debido a la existencia de estudios en la teoría de juegos de agentes "egoístas" (*self-interested*) con respecto al contrato social (Binmore, 1994, 1998) (Skyrms, 1996, 2004), NATL sugiere una interesante propuesta para estudiar aspectos de la lógica deóntica, temporal y la teoría de juegos aplicada.

-Los elementos de las AATs expuestos nos recuerdan a los elementos de las CGS's: en particular, Acc y ρ son recursos que hacen la labor de la función de movimiento d , mientras que las funciones de transición $\tau \in AATs$ y $\partial \in CGS$ son básicamente lo mismo: ambas aluden a la relación de acceso de estados dadas ciertas condiciones.

-A pesar del punto anterior, la definición de τ tiene la consecuencia particular de que no todos las acciones conjuntas son realizables en todos los estados, lo cual es coherente con la función ρ .

-Respetaremos esta notación no sólo por seguir a los autores que proponen NATL sino porque ella -y su implementación- demostrara la multiplicidad notacional imperante en la literatura en relación al tema de investigación. De cualquier manera remitimos a (Laroussine et al., 2008, p. 18), donde se exponen ciertas pruebas de equivalencia expresiva en modelos de ATS's (en general) y CGS's.

Los AATs tienen que cumplir con dos exigencias de coherencia:

- -no trivialidad: los agentes siempre tienen disponible al menos una acción, i.e. $\forall q \in Q, \forall i \in \Sigma, \exists jax \in Acc$ de modo que $q \in \rho(jax)$; y
- -consistencia: las funciones ρ y τ deben estar de acuerdo en las acciones, i.e. $\forall q \forall jax \in \langle ja_1, \dots, ja_n \rangle, (q, jax) \in Dom \tau$ sii $\forall i \in \Sigma, q \in \rho(jai)$.

Los autores definen su concepto de *estrategia* en relación a las opciones o acciones (movimientos) disponibles de los agentes desde un estado particular. Ellos definen la función de estrategia para el agente $i \in \Sigma$ en AATs:

$$\sigma_i: Q \rightarrow Acc$$

La anterior es equivalente a f_a del sistema ATL definido en términos del capítulo anterior. Se definen perfiles de estrategia para lo que los autores llaman coaliciones, definiendo coalición de agentes simplemente como $A \subseteq \Sigma$. Así, un perfil es una tupla $\langle \sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k \rangle$; para cada agente

$i \in A$, \mathbf{P}_A expresa el perfil de estrategias⁶³. En referencia a un agente $i \in A$ y si $\sigma_A \in \mathbf{P}_A$, entonces σ_A^i denota el componente i de σ_A .

Algunas diferencias notacionales se presentan en AATSS. La definición que denota el conjunto posible de estados a los que se puede acceder en razón de las estrategias $\text{out}(\sigma_A, q)$ es:

$$\text{out}(\sigma_A, q) := \{q' \mid \tau(q, j) = q'\}, \text{ de donde } (q, j) \in \text{Dom } \tau \text{ y } \sigma_A^i = j_i \text{ para } i \in A \text{ (y } A \subseteq \Sigma)$$

No es difícil comprender que esta definición es una manera de referirnos a $\text{out}(q, F_A)$.

El concepto de computación también se define utilizando una versión notacional equivalente. Aquí será útil definir el conjunto de q -computaciones posibles que una coalición C puede asegurar (cooperando) siguiendo las estrategias en σ_A :

$$\text{“comp}(\sigma_A, q) := \{\lambda \mid \lambda[0] = q \text{ y } \forall n \in \mathbb{N}: \lambda[n+1] \in \text{out}(\sigma_A, \lambda[n])\} \text{” (Wooldridge et al., 2005+, p. 402)}$$

Ahora podemos introducir la base formal de los sistemas normativos, que son claves para modelar razonamientos en NATL.

2.3.1. Sistemas normativos: elementos formales e informales.

En esta sección nos detendremos a exponer el concepto de “sistema normativo” que se manejará en NATL. La propuesta de Wooldridge y van der Hoek (Wooldridge et al., 2005+, Secc. 3) es conjuntista. Se denotarán también algunas de sus propiedades, las cuales nos permitirán comprender el modo en que operan en NATL.

Hemos referido al concepto de sistema normativo en la parte inicial de este capítulo. El concepto “sistema normativo” es polisémico y puede llevar a ulteriores reflexiones (filosóficas, sociales, etc.), por relacionarlo con conjuntos teóricos pertenecientes a alguna ciencia especial (social o hasta computacional). En esta propuesta, usaremos el concepto de “sistema normativo” en un sentido técnico. Un sistema normativo es un conjunto de prohibiciones o constreñimientos

⁶³ Nótese que $F_A = \{f_a \mid a \in A\}$ en ATL-simpliciter, al ser un conjunto de estrategias, una para cada agente en la coalición A , es equivalente a \mathbf{P}_A

(limitantes) del comportamiento de los agentes en un sistema S (interacción de agentes en un esquema de estados) definido por una AATSS.

Ténganse en cuenta las siguientes aclaraciones. Un sistema S es un sistema de interacción de agentes en un esquema de estados definido por una AATSS, el cual no es un sistema normativo. Nótese que un sistema normativo siempre es dependiente y distinto de un sistema S. En relación a las limitantes o prohibiciones, éstas son de tipo deóntico y pueden ser naturalmente referidas con los términos “legal o ilegal” o bien “correcto o incorrecto”⁶⁴. En este respecto, y siendo más precisos:

“un sistema normativo define, para todo posible estado y acción, si la acción es considerada o no legal, en el contexto del sistema normativo. Claro que sistemas normativos distintos pueden diferir en considerar si una acción es considerada legal o no en un particular estado” (Wooldridge et al., 2005+, Secc. 3)

Pensamos que la noción de legalidad en este caso no requiere estar constreñida a un sentido técnico derivado del estudio de “leyes” (de la ciencia natural o de la ciencia jurídica o de la teoría política). Se puede interpretar algún sentido especial en cierta aplicación con respecto a un modelo concreto, pero no se requiere ninguno de ellos.

Se modela un sistema normativo como una función:

$$\eta: \text{Acc} \rightarrow 2^Q$$

La interpretación pretendida trae a cuento la noción típica de que un sistema normativo es prohibitivo: $q \in \eta(\alpha)$ indica que realizar las acciones α –permítasenos esta forma de abreviar– en el estado q están prohibidas por el sistema normativo.

Debido a que los sistemas normativos se definen sobre de estructuras AATSS, vale la pena considerar cómo la noción de legalidad de sistemas normativos se relaciona de una interesante manera con respecto de lo que es posible en el sistema S. En cualquier S se indican que ciertas acciones son posibles, mientras que otras no. Denominemos a dichas acciones, acciones naturalmente posibles o acciones naturalmente imposibles. Enfocándonos ahora a los sistemas

⁶⁴ Naturalmente es posible generar discusión en torno al sentido teórico preciso de los sistemas normativos pero, así como el interés para representar el razonamiento deóntico no se haya en la teoría ética, moral o jurídica; aquí el interés para representar constreñimientos para agentes no se encuentra en los elementos teóricos de, por ejemplo, la teoría jurídica de tradición romano-canónica.

normativos, tenemos que ellos prohíben ciertas acciones de agentes de sistemas S que regulan. Debido a lo anterior, no tiene sentido que un sistema normativo permita acciones que no se pueden desarrollar en la estructura, i.e acciones que son naturalmente imposibles. Como un sistema normativo indica para toda acción si es o no legal (prohibida o no), los sistemas normativos a modelar en AATs sólo pueden tener sentido si cumplen con el requisito de prohibir (deónticamente) todo aquello que en el sistema es imposible o está “prohibido naturalmente”⁶⁵:

$$\forall \alpha \in \text{Acc}: (\mathcal{Q} \setminus \rho(\alpha)) \subseteq \eta(\alpha)^{66}$$

Nótese que el sentido que tiene prohibir lo que no se puede hacer es el de evitar que erróneamente se permita algo en un sistema normativo que no se puede hacer (o está “prohibido naturalmente”) en su correspondiente sistema S.

La denotación (que no será demasiado usada, pero es relevante) del conjunto de sistemas normativos con respecto a una AATs implícita es simplemente **N**.

Ahora bien, las estrategias de nuestra estructura se relacionan con los sistemas normativos aludiendo a su conformidad. La *conformidad* de una estrategia con respecto a un sistema normativo se halla en que aquella siempre evita realizar lo prohibido por éste. Así: una estrategia σ_i para un agente i , se *ajusta* (acata) al sistema normativo η , si nunca elige una de las acciones prohibidas por η . Haremos referencia a esta propiedad como *η -obediencia*. Se denota la *η -obediencia* formalmente mediante $\text{conf}(\sigma_i, \eta)$ (aludiendo al inglés “conforming to a set of rules”):

$$\text{conf}(\sigma_i, \eta) \Leftrightarrow \forall q: q \notin \eta(\sigma_i(q))$$

El que todas las estrategias en σ_c se ajusten a η , es referido sin tanta precisión por $\text{conf}(\sigma_A, \eta)$:

$$\text{conf}(\sigma_A, \eta) \Leftrightarrow \forall i \in A: \text{conf}(\sigma_A^i, \eta).$$

⁶⁵ En cierto sentido se sigue el criterio manifestado por la máxima latina: *Ad impossibilia nemo tenetur*. (A lo imposible, nadie está obligado).

⁶⁶ Quizá es relevante notar la dualidad entre la función ρ y un sistema normativo η : si $q \in \rho(\alpha)$, entonces α es naturalmente posible; en cambio, si $q \in \eta(\alpha)$, α está prohibida.

Denotaremos que todas las estrategias son η -obedientes con respecto a A con \mathbf{P}_A^η

$$\mathbf{P}_A^\eta := \{ \sigma_A \in \mathbf{P}_A \mid \text{conf}(\sigma_A, \eta) \}$$

Definamos ahora ciertas operaciones y relaciones en torno a sistemas normativos, que luego nos serán útiles en NATL. Para ello, distingamos entre dos tipos de sistemas normativos extremos: el vacío y el trivial (Wooldridge et al., 2005+, p. 404)

Un sistema normativo es vacío cuando no limita o constriñe ninguna acción de agentes en una estructura AATSs: toda acción posible es correcta/legal. Su denotación es: $\eta \perp$ y podemos decir que es el sistema más liberal de todos. Con respecto a esta clase de sistemas tenemos que:

$$\forall \alpha \in \text{Acc}: \eta \perp (\alpha) = Q \setminus \rho(\alpha)$$

Un sistema normativo es trivial cuando limita o constriñe toda acción de agentes en la estructura relevante: “toda acción está prohibida en todo estado” (*ibidem*). Su denotación es $\eta \top$. y podemos decir que es el sistema menos “liberal”. Tenemos entonces que:

$$\forall \alpha \in \text{Acc}: \eta \top (\alpha) = Q$$

Resulta interesante concebir operaciones conjuntistas con respecto a los sistemas normativos que intentan definir un cálculo cerrado bajo intersección y unión. De este modo la interrelación de sistemas podría ser representada. En tal sentido, las operaciones iniciales son:

$$(\eta \cap \eta') (\alpha) \stackrel{67}{=} \eta(\alpha) \cap \eta'(\alpha)$$

$$(\eta \cup \eta') (\alpha) = \eta(\alpha) \cup \eta'(\alpha)$$

Utilizando algunas de estas nociones podemos definir algunas propiedades, por ejemplo, en torno a identidades:

$$\eta \cup \eta \perp = \eta \cup \eta \top = \eta \quad \text{y} \quad \eta \cup \eta \top = \eta \top$$

$$\eta \cap \eta \perp = \eta \cap \eta \top = \eta \perp \quad \text{y} \quad \eta \cap \eta \top = \eta \perp$$

⁶⁷ Las marcas “ en las operaciones entre sistemas normativos son distintivas.

Por lo que respecta a relaciones entre sistemas normativos, los autores expresan: “argumentamos que la más obvia –y la más importante- [relación entre sistemas normativos] es aquella en donde un sistema normativo es menos restrictivo que otro” (*ibidem*). Para definir tal relación se introduce una relación binaria entre sistemas normativos \mathbf{N} denotada mediante \leq , i.e. $\leq \subseteq \mathbf{N} \times \mathbf{N}$. Su definición:

$$\eta \leq \eta' := \forall \alpha \in \text{Acc}: \eta(\alpha) \subseteq \eta'(\alpha)$$

La interpretación o lectura de la expresión $\eta \leq \eta'$ es “ η es a lo más tan restrictivo como η' ” y en general también la denominan sus autores “relación menos restrictiva”.

Un cálculo de este tipo de las nociones de sistemas normativos es tarea de una investigación más a fondo. Aquí sólo considérese:

El par (\mathbf{N}, \leq) , siendo \mathbf{N} el conjunto de sistemas normativos definidos en AATs y $\leq \subseteq \mathbf{N} \times \mathbf{N}$ la relación más restrictiva (expresándonos sin mucha exactitud), es un retículo completo en donde su supremo o la menor cota superior (*least upper bound*) es $\eta \top$ y su ínfimo o mayor cota inferior (*greatest lower bound*) es $\eta \perp$ (Amor et al., 2010). En tal sentido, se reconocen como producto (*meet operation*) ‘ \cap ’ y como unión (*join operation*) ‘ \cup ’ (Wooldridge et al., 2005+, p. 405). Con estos elementos, tenemos las siguientes propiedades:

$$\eta \cap \eta' \leq \eta \quad \eta \cap \eta' \leq \eta' \quad \eta \leq \eta \cup \eta' \quad \eta' \leq \eta \cup \eta'$$

Es interesante también reconocer que la relación ‘ \leq ’ puede definirse atendiendo a las estrategias de los agentes para realizar sus acciones. Así, podríamos definir la no-trivialidad del sistema normativo η si cumple que: $\forall q \in Q \exists j \in \langle j_1, \dots, j_n \rangle \forall i \in \Sigma: q \notin \eta(j_i)$, lo cual es bastante fácil de comprender una vez que nos habituamos a la notación.

Finalmente, en esta sección, notamos la siguiente propiedad derivada de hallar sistemas normativos no triviales en una AATs: Dada una AATs en términos de SN (*supra*), y siendo η y η' sistemas no triviales en SN, entonces es el caso que

$$\eta \leq \eta' \Leftrightarrow \forall A \subseteq \Sigma. \mathbf{P}_A^{\eta'} \subseteq \mathbf{P}_A^{\eta} \text{ }^{68},$$

⁶⁸ La prueba de ambas direcciones puede consultarse en (Wooldridge et al., 2005+, p. 405).

es decir η es menos restrictivo que η' si las estrategias η' -obedientes para A son también η -obedientes para la misma coalición.

Hasta este momento los elementos presentados han delineado el aparato formal a utilizar en NATL, sin que quede del todo claro el objetivo de su introducción. Ahora pasaremos a introducir NATL y el complejo formal que permite implementar sistemas normativos con los cuales se dote de una semántica a las obligaciones relativizadas o contextualizadas a tales sistemas.

2.3.2. Sintaxis.

En BNF:

$$\varphi := \top \mid p \mid \neg \varphi \mid \varphi_1 \vee \varphi_2 \mid \langle\langle \eta: A \rangle\rangle \psi$$

$$\gamma \quad \psi := \varphi \mid \neg \psi \mid \psi_1 \vee \psi_2 \mid X \psi \mid G \psi \mid \psi_1 U \psi_2$$

En donde φ son las fórmulas de estado (o *fbf-est*) y ψ son fórmulas de caminos (o *fbf-cam*).

Comentarios explicativos:

La sintaxis aludida se asemeja a la sintaxis de ATL* en tanto que distingue dos tipos de fórmulas. Esta distinción corresponderá con una diferencia en la definición de la relación semántica de satisfacción, que presentaremos en un momento. Nótese que se ha introducido ' $\langle\langle \eta: A \rangle\rangle$ ', la distintiva modalidad normada de cooperación o agentes, en el lenguaje objeto. La lectura de la expresión $\langle\langle \eta: A \rangle\rangle \varphi$ es que la coalición A puede lograr o asegurar φ acatando u obedeciendo el sistema η que lo regula. Ya veremos su definición semántica en relación a su estrategia. Hacemos notar de una vez que el símbolo sintáctico y semántico η será el mismo por comodidad, aunque estrictamente debería ser distinto.

Hacemos notar también que la nueva modalidad puede indicar interesantes casos, *v.gr.* a) $\langle\langle \eta: [1] \rangle\rangle \psi$, hará referencia a una coalición unitaria de un solo agente definido en un modelo en comento, *v.gr.* $a1 \in \Sigma$, etc.; y b) $\langle\langle \eta \perp: [1] \rangle\rangle \varphi$ vendría siendo la modalidad relativa a ATL *simpliciter* (*supra*, Capítulo 1, sección 1.3.1).

2.3.3. Semántica.

En la semántica se definen dos relaciones de satisfacción: '⊨' para *fbf-est* y '⊨_λ' para *fbf-cam*'. La relación '⊨' se cumple para pares de la forma M,q en donde M es un modelo o estructura AATs y q se halla en ésta. En cambio, la relación '⊨_λ' se cumple en pares de la forma M, λ, en donde M es como antes y λ es una computación en M.

Destacamos que $\langle\langle \eta: A \rangle\rangle \varphi$, i.e. la modalidad de cooperación normada de coaliciones en NATL, significa que hay una estrategia σ_A para A que es *η-obediente* tal que si se sigue, φ será el caso.

Satisfacción en NATL.

$M, q \models^{69} p$ sii $p \in \pi(q)$, para toda $p \in \text{PROP}$;

$q \models \neg \varphi$ sii $q \not\models \varphi$;

$q \models \varphi_1 \vee \varphi_2$ sii $q \models \varphi_1$ o $q \models \varphi_2$;

$q \models \langle\langle \eta: A \rangle\rangle \psi$ sii existe una estrategia $\sigma_A \in \mathbf{P}_A^?$, tal que para cada computación $\lambda \in \text{comp}(\sigma_A, q)$, se tiene $\lambda \models \psi$

$M, \lambda \models \varphi$ sii $M, \lambda[0] \models \varphi$;

$\lambda \models \neg \varphi$ sii $\lambda \not\models \varphi$;

$\lambda \models \varphi_1 \vee \varphi_2$ sii $\lambda \models \varphi_1$ o $\lambda \models \varphi_2$;

$\lambda \models X \varphi$ sii $\lambda[1] \models \varphi$;

$\lambda \models F \varphi^{70}$ sii existe un número natural n en el que eventualmente $\lambda[n] \models \varphi$;

$\lambda \models G \varphi$ sii para toda posición $i \geq 0$ ($i \in \mathbb{N}$), se tiene $\lambda[i] \models \varphi$

$\lambda \models \varphi_1 U \varphi_2$ sii existe una posición $i \geq 0$ ($i \in \mathbb{N}$) tal que $\lambda[i] \models \varphi_2$ y para todo $0 \leq j < i$, $\lambda[j] \models \varphi_1$

2.3.4. Aspectos deónticos en NATL: definibilidad de operadores.

⁶⁹ En el primer caso de cada tipo de fórmula (sea *fbf-est* o *fbf-cam*) se alude a M y en todos los demás casos se usa la abreviatura.

⁷⁰ También la presentamos, dado que es interdefinible (y sólo para ser explícitos).

La introducción de la nueva modalidad normada de cooperación o agentes incentiva la definición de operadores normativizados deónticos. Wooldridge y van der Hoek indican que el objetivo de parte de su investigación es “mostrar cómo podemos usar NATL para dar lo que creemos es una interpretación convincente, natural y –esperamos- útil a las nociones deónticas de obligación y permisión” (2005+, p. 407).

El modo de proceder es partiendo de la típica base de SLDE, su estructura modal y de su semántica de mundos posibles. En particular, la relación semántica de accesibilidad entre mundos es interpretada en términos de accesos a mundos ideales alternativos al actual (o de referencia), i.e. mundos en los cuales todas las normas se acatan (no se violan).

Sin embargo, la diferencia entre la representación de las modalidades deónticas del sistema estándar y el ahora comentado, es que en éste las nociones deónticas no siguen un estándar absoluto o general de normas, sino más bien son relativos a (o dependientes de) un sistema normativo particular. Gramaticalmente hablando, en NATL, se definirán modalidades deónticas indexadas con respecto a sistemas normativos. En términos semánticos, se interpreta un mundo ideal como una computación del sistema en la cual los agentes (relevantes) se comportan de conformidad con el sistema normativo.

Las definiciones de permisión y obligación (Wooldridge et al., 2005+, p. 408):

$P_{\eta} \varphi := \langle \langle \eta : \Sigma \rangle \rangle \varphi$. Es permitido que φ en el contexto del sistema normativo η “sii la coalición total de agentes, i.e. todos los agentes, puede cooperar para alcanzar φ en el contexto de η ”, i.e. si existe un modo en que todos los agentes en A se comporten correctamente, según los términos de η y realicen φ

$O_{\eta} \varphi := \neg P_{\eta} \neg \varphi$. Es obligatorio que φ dentro del contexto del sistema normativo η sii φ es inevitable si la gran coalición cumple con η .

Evidentemente el modo en que operan ambas nociones depende (además de la estructura semántica de AATs) de la estructura formal de los sistemas normativos, en particular, de la descripción de sus funciones.

Para explicarnos con más detenimiento, aludiremos un ejemplo sencillo y luego a otro más complejo, en donde se pretende mostrar su aplicación en el estudio de sistemas de agentes multijugador.

2.3.5. Ejemplificación, funcionalidad y poder expresivo. El caso de las leyes sociales y el contrato social.

Comencemos recordando la estructura $DS := \langle PROP, Q, \pi, \Sigma, d, \partial, \underline{R} \rangle$ de la sección requerimientos globales (supra) y definimos una estructura algo distinta $SN' := \langle PROP, Q, \pi, \Sigma, \rho, Acc, \tau \rangle$, en donde:

- $PROP, Q, \pi, \Sigma$ son iguales a los hallados en DS ejemplificativa de los requerimientos globales⁷¹.
- 'Acc' está definida con respecto a los movimientos de los agentes a_1 y a_2 , por lo que α' referirá al par de acciones $\langle \alpha_1, \alpha_2 \rangle$. Sin embargo, se conservará la notación del modelo para referir a los movimientos, v.gr. $\langle 1, 3 \rangle$ equivale a que el agente a_1 realiza la acción o movimiento 1 mientras que el agente a_2 realiza la acción o movimiento 3;
- la función de transición τ comprende una acción cualesquiera conjunta, i.e. la transición de un estado a otro está determinada por la realización de las acciones individuales de a_1 y a_2 , i.e. la función de transición define el estado $\tau(q, \alpha_1, \alpha_2)$.

Definimos sobre esta estructura un sistema normativo η_1 cuyo fin u objetivo es que los trenes no se encuentren dentro del túnel al mismo tiempo, (porque chocarían, calentarían demasiado las vías, etc.), i.e. que el sistema no evolucione y llegue a q_{3g} .

Hacemos notar antes de definir al sistema normativo η_1 que en éste y en los demás seguiremos las siguientes directrices y convenciones: primera, toda acción posible (en SN') no prohibida será permitida en todo sistema normativo⁷²; segunda, en la definición del sistema normativo no se incluirán acciones prohibidas en razón de ser imposibles en SN' ; y tercera, que al mencionar para un cierto conjunto $\eta_i(\alpha')$ un conjunto $\{q_0\}$, simplemente escribiremos q_0 .

⁷¹ Estrictamente hablando, esto no es así. Sin embargo, se comprende que las proposiciones aludidas, los agentes, etc. se representan del mismo modo y con una notación mutatis mutandi.

⁷² Recuérdese que todos los sistemas normativos deben cumplir el requerimiento que prohíbe todas las acciones imposibles en el sistema de referencia de la estructura AATs, en este caso de SN' .

Teniendo en cuenta estas consideraciones, el sistema normativo es definido en los siguientes términos:

$$\eta_1(\alpha') := \begin{cases} q0 & \text{si } \alpha' = \langle 2,2 \rangle \\ q1 & \text{si } \alpha' = \langle 1,2 \rangle \\ q2 & \text{si } \alpha' = \langle 2,1 \rangle \\ \emptyset & \text{si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle \end{cases} \quad (NF) \quad ^{73}$$

Este sistema normativo asegura que:

-cuando ambos trenes se hallen en el estado inicial q0, esté prohibido que ambos vayan a entrar al túnel;

-cuando ya ha entrado el tren a1 y el tren b2 no, está proscrito que después el tren a1 se quede y el tren b2 vaya a entrar; y

-cuando ya haya entrado el tren b2 y el tren a1 no, está proscrito que después el tren b2 se quede y el tren a1 vaya a entrar.

Un ejemplo de fórmula satisfactible en SN' considerando el contexto normativo de acuerdo a $\eta_1(\alpha')$:

$$SN', q \models O_{\eta_1} G \neg (p \wedge q) \quad (f1)$$

La fórmula (f1) expresa que es obligatorio en el (o en el contexto del) sistema normativo η_1 que el tren a1 y el tren b2 nunca estén al mismo tiempo dentro del túnel. Hacemos notar que en este caso la coordinación entre los agentes es fundamental: sólo están proscritas acciones conjuntas, no aisladas, en la medida en que la función de transición es coordinada. Es este tipo de casos los que un esquema de ATL puede representar con particular atingencia. También hacemos notar que en este caso debe existir implícitamente un proceso de comunicación que permita a los agentes conocer sus acciones dado que, de otro modo, no se podría acatar el sistema normativo⁷⁴.

Contrastemos el ejemplo anterior con un nuevo sistema normativo $\eta_2(\alpha')$ también definido sobre SN' y teniendo el mismo objetivo que $\eta_1(\alpha')$:

⁷³ El último caso no será requerido porque no es requerido poner atención en un estado indeseable en la semántica ideal.

⁷⁴ Este elemento comunicativo y epistémico no es representado en el formalismo y una extensión o la utilización de otras lógicas (como la dinámica) sugiere investigaciones mixtas.

$$\eta_2(\alpha') \begin{cases} q0 \text{ si } \alpha' = \langle 2,2 \rangle \\ q1 \text{ si } \alpha' = \langle 1,2 \rangle \langle 3,2 \rangle \\ q2 \text{ si } \alpha' = \langle 2,1 \rangle \langle 2,3 \rangle \\ \emptyset \text{ si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle \end{cases}^{75}$$

En otros términos, el sistema no sólo prohíbe que dos trenes estén dentro del túnel al mismo tiempo sino también el movimiento conjunto de los agentes, es decir, el que ambos trenes se muevan al mismo tiempo, además de evitar que un tren vaya a entrar al túnel cuando éste este ocupado. Es cierto que también es el caso que (f1) (supra). Sin embargo y a diferencia del sistema normativo η_1 , y como era de esperarse, este sistema es distinto al anterior. Quizá este sistema η_2 sea menos apropiado que η_1 por lo siguiente: debido a que en este nuevo sistema los trenes no puedan transportarse al mismo tiempo, una vez que un tren entra al túnel, al otro sólo le queda esperar a que al tren que está dentro del túnel, se le ocurra salir. En este sentido, cumplir con η_2 es menos preferible que cumplir con η_1 , por consideraciones de eficiencia (que en un principio, no se consideraron).

Lo anterior nos enseña entonces que un objetivo de un sistema debe también considerar otros importantes factores y que la determinación de un sistema normativo no siempre es tarea tan sencilla, más aún en casos complejos, que consideren más agentes y/o más interacciones en el modelo al que pertenecen.

Nótese también que de cierta manera la propuesta de DATL con el uso de la constante de violación para señalar los mundos indeseables y la de NATL con su concepción de sistema normativo, son distintos modos de representar un mismo fenómeno. Sin embargo, nos parece que la propuesta de NATL es más explícita y permite clarificar el modo en que se pueden establecer límites concretos con respecto a acciones de determinados agentes en un sistema de interacción. Este mecanismo puede ser prometedor en el caso del diseño de mecanismos sociales.

En lugar de insistir con sistemas normativos en ejemplos de estructuras particulares semejantes al ejemplo de $\eta_1(\alpha')$, habremos de exponer una propuesta que utiliza NATL para la formalización de leyes sociales, en particular una enfocada a la figura del contrato social en sistemas de interacciones multijugador⁷⁶. La pretensión es mostrar la potencial aplicación de

⁷⁵ El último caso no será requerido porque no es requerido poner atención en un estado indeseable en la semántica ideal.

⁷⁶ Más precisamente, a una cierta interpretación de la figura del contrato social, dado que actualmente hay desarrollos distintos de lo que significa contrato social.

NATL: el ejemplo viene de la ciencia computacional y retoma algunos elementos de las ciencias sociales.

Aplicación en el ámbito de sistemas multijugador, leyes sociales y contrato social.

En esta sección expondremos la propuesta de aplicación de NATL en el análisis de propiedades de sistemas multijugador en torno a la figura del contrato social siguiendo las directrices en (Wooldridge et al., 2005+, p. 411-417). El enfoque de los autores es retomar el concepto de contrato social y formalizar su estructura en términos de un sistema multijugador (estructura multijugador AATs y estructura de metas de los agentes) y leyes sociales (estructura teleológica compuesta por sistemas normativos y ciertas metas u objetivos que deben ser cumplidos). La perspectiva de los autores se nutre de cierta tradición cuya fuente son los estudios producidos en la tradición de AI, en (Shoham et al., 1992) (Moses et al., 1995) (Tennenholtz et al, 2000)⁷⁷.

Comenzaremos por mencionar la interpretación de contrato social y luego su concepción formal, en donde juega un papel fundamental NATL.

El concepto de contrato social es famoso principalmente en filosofía política y económica. Teóricos clásicos como T.Hobbes, I. Kant, J.J. Rousseau y J. Locke han expuesto la teoría básica mientras que algunos teóricos modernos tales como Gauthier (1986, 1990), J. Buchanan (1993) o J. Rawls (1999, 2001) la han desarrollado de maneras a veces difícilmente comparables. En términos muy generales, 'contrato social' refiere a un conjunto normativo de reglas, leyes o convenciones "que una sociedad implícitamente acepta para coordinar y manejar su comportamiento" (Wooldridge et al., 2005+, p. 411).

Un contrato social requiere entender las relaciones entre individuos, sus objetivos e intereses y las maneras en que éstos pueden evadir el conflicto y tender a un cierto balance a través de ciertas convenciones o reglas pactadas entre dichos individuos. La comprensión del funcionamiento de un contrato social es materia compleja y es definitivamente tema de interés para politólogos, políticos (gobernantes o no), sociólogos, juristas, economistas y algunos filósofos sociales. No es difícil comprender la existencia de distintos análisis según se atienda a uno u otro elemento teórico.

⁷⁷ Por cuestiones de espacio no nos será posible referirnos a esta perspectiva y remitimos a esa literatura.

Algunos estudios de relevancia por lo que respecta a nuestro enfoque devienen de la teoría de juegos (*game theory*) (que se nutre del análisis de la decisión racional). Por ejemplo en (Binmore, 1994, 1998) se estudia el contrato social como un sistema que coordina las acciones egoístas de agentes para generar saludables equilibrios sociales, algo tendiente a resultados que parecerían paradójicos (como los hallados en el ejemplo del dilema del prisionero)⁷⁸.

Los conceptos anteriores pueden ser estudiados por formalizaciones lógicas, las cuales – pensamos- serán fructíferas en ciertos campos, como el de organización o ingeniería social (*v.gr.* ingeniería legislativa, ingeniería económica, etc.). Sin embargo, es cierto que los formalismos a presentar no se consideran la última palabra y más bien se deben tomar como proveyendo bases para futuras investigaciones.

El marco en el que se inscribe esta aplicación depende de NATL y postula sistemas multijugador y leyes sociales, los cuales forman la estructura del contrato social. En los componentes del contrato aludidos las AATs y los sistemas normativos serán fundamentales. De igual modo, se introducen conjuntos de objetivos de los agentes o miembros sociales. Explicaremos los conceptos aludidos y luego los definiremos. Una vez hecha esta labor, esbozamos ejemplos.

NATL será utilizado para formalizar modelos de contrato social. Un contrato social consiste en un sistema multijugador o agencial y una ley social. Un *sistema multijugador* está compuesto por un sistema de interacción de múltiples agentes, sus acciones y sus efectos, considerando también un conjunto de fines o metas. Para ello se considera una AATs y un conjunto de metas relativas a cada uno de los jugadores. La interpretación pretendida es que un sistema multijugador “determine lo que los agentes quieren lograr (sus aspiraciones), y las reglas fundamentales –físicas o naturales- dentro de las cuales operan” (Wooldridge et al., 2005+, p. 412).

Una ley social es un conjunto normativo o conjunto de reglas y algunos objetivos, fines o metas. La interpretación pretendida es pensar en un diseñador (o político o legislador) que genera sistemas normativos que, al ser acatados, producirán el alcance o verificación de los objetivos,

⁷⁸ En muchas situaciones, si los agentes actuaran en conjunto de modo egoísta, en busca del logro de sus intereses y la maximización de su ganancia, resultaría que su ganancia desaparecería. Respecto de ciertas reglas, esto mismo pasa cuando el beneficio egoísta de un individuo depende de la obediencia por parte de los otros agentes de los comportamientos sociales.

fines o metas aludidos. El diseñador, sin embargo, no puede ignorar las metas o fines individuales (normalmente egoístas, en nuestro esquema) de los agentes a regular (hallados en la AATs).

Un contrato social consiste en sistemas multijugador y leyes sociales. En particular, un contrato social se preocupa por representar, como se alude en (ibídem): a) propiedades naturales de un sistema de interacción entre agentes; b) los fines, objetivos metas y aspiraciones (fines futuros) de agentes dentro del sistema; c) conjuntos de reglas normativas, de regulaciones deónticas que pretenden modificar el comportamiento natural de agentes⁷⁹; y d) objetivos o metas de los sistemas a lograr en términos del resultado de la obediencia al sistema normativo por parte de los agentes.

Vamos a formalizar las estructuras:

I] Sistema multiagente social M-S es la tupla: $M-S = \{SN', \gamma_1, \dots, \gamma_n\}$, en donde:

- SN' es una AATs en términos de NATL (*supra*), que representará las propiedades naturales del sistema en el tiempo.

-Para todo $i \in \Sigma$, γ_i es una fórmula de camino de NATL que representará la meta, fin, objetivo o aspiración del agente i .

II] Ley social L se define sobre la SN' , AATs: $L = \langle \psi, \eta \rangle$, en donde:

- ψ es una fórmula de caminos (NATL) que representa el objetivo de las normas, el fin deóntico

- η es un sistema normativo (recuérdese: $\eta: Acc \rightarrow 2^Q$).

Comentario:

Vale la pena destacar de una vez que en torno de cualquier estructura de ley social sobre de una M-S existen las siguientes propiedades:

Es efectiva globalmente si $SN', q \models O_\eta \psi$

⁷⁹ Implícitamente se adopta el principio de que no puede ser debido lo imposible.

Es débil-globalmente efectiva SN' , $q \models P_{\eta} \psi$

Es globalmente inefectiva si SN' , $q \models O_{\eta} \neg \psi$

III] Un contrato social Ω es el par compuesto por M-S's y L's. Un $\Omega = \langle M-S, L \rangle$, en donde sus componentes son como en I] y II]

Comentario:

Es relevante indicar cuándo un contrato social es exitoso. El contrato social es exitoso en tanto que:

-L es globalmente efectivo, en los términos señalados arriba, es decir, que sea el caso que si cada agente obedece el sistema normativo, entonces el objetivo ψ será alcanzado

-Los agentes del sistema efectivamente obedecen o acatan el sistema normativo relevante. El determinar si este es o no el caso es tarea complicada, en tanto que se asume (lo cual lo hace más interesante) que los agentes son independientes (autónomos) y egoístas (ellos eligen un movimiento o decisión en razón de su propio interés y no en vista del prójimo o de otra manera). Para ello, hay que considerar algunas propiedades locales de un contrato social (Wooldridge, 2005+, p. 414). Decimos que un contrato social es:

-localmente efectivo para el agente i si SN' , $q_0 \models O_{\eta} \gamma_i$, es decir, cuando $q_0 \models \neg \langle \langle \eta: \Sigma \rangle \rangle \neg \gamma_i$;

-local y parcialmente efectivo para el agente i si SN' , $q_0 \models \langle \langle \eta: i \rangle \rangle \gamma_i$;

- local y débilmente efectivo para el agente i si SN' , $q_0 \models P_{\eta} \gamma_i$, es decir, cuando $q_0 \models \langle \langle \eta: \Sigma \rangle \rangle \gamma_i$; y

-localmente inefectivo para el agente i si SN' , $q_0 \models O_{\eta} \neg \gamma_i$, es decir, cuando $q_0 \models \neg \langle \langle \eta: \Sigma \rangle \rangle \gamma_i$.

A su vez cuando se cumple que el contrato es localmente efectivo para todos los agentes del sistema, decimos simplemente que es localmente efectivo. Análogamente diremos, *mutatis mutandi*, que un contrato es simplemente “local y débilmente efectivo” y también que es “localmente inefectivo”.

Mencionaremos ahora un ejemplo en torno a cómo operan los conceptos anotados en un contrato social con distintas leyes (*cf.*, Wooldridge et al., 2005+, 400, 414 y ss.)⁸⁰

Volvamos al sistema de trenes definido en SN' . Considérense en ese marco las siguientes metas fines u objetivos.

Por metas de los agentes tenemos que su meta es en cierto modo compartida, pues ambos desean que siempre sea posible que entren al túnel:

$$\gamma_{a1}=GFp \qquad \text{y} \qquad \gamma_{b2}=GFq$$

Digamos que la meta de ambos trenes es entrar innumerables veces al túnel (potencialmente infinitas veces)⁸¹.

Por metas del sistema (diseñador, legislador, autoridad, etc.) tenemos que nunca sea el caso de que los trenes estén ambos dentro del túnel, algo que ahora se hace explícito en la estructura del contrato y que antes se hallaba implícitamente en el sistema:

$$\psi_1 = G \neg (p \wedge q)$$

Con respecto a los sistemas normativos previamente definidos, $\eta_1(\alpha')$ y $\eta_2(\alpha')$, tenemos que las siguientes leyes son globalmente efectivas (*supra*): $L_1 := \langle \psi_1, \eta_1(\alpha') \rangle$ y $L_2 := \langle \psi_1, \eta_2(\alpha') \rangle$.

Para mostrar estos resultados basta con verificar que la meta $\psi_1 = G \neg (p \wedge q)$, que indica que los trenes nunca deben estar dentro del túnel simultáneamente, se satisface cuando se adopta el sistema $\eta_1(\alpha')$ y también cuando se adopta $\eta_2(\alpha')$. En el primer caso, el sistema $\eta_1(\alpha')$ definido sobre la estructura SN' prohíbe a cualquier tren entrar al túnel cuando el otro ya está adentro, y también prohíbe que ambos entren al túnel al mismo tiempo. El caso de $\eta_2(\alpha')$ es análogo.

Con respecto a los contratos sociales respectivos tenemos que:

⁸⁰ El ejemplo no es exactamente igual pero está completamente basado en el hallado en la referencia.

⁸¹ En el ámbito computacional y en términos del marco clásico de ATL de sistemas reactivos, a esta propiedad se le denomina “liveness property” (Alur et al, 2002).

$$\Omega_1 := \langle M-S, L_1 \rangle, \text{ i.e. } \Omega_1 := \langle \langle SN', \gamma_{a1}, \gamma_{b1} \rangle, \langle \psi_1, \eta_1 \rangle \rangle, \gamma$$

$$\Omega_2 := \langle M-S, L_2 \rangle, \text{ i.e. } \Omega_2 := \langle \langle SN', \gamma_{a1}, \gamma_{b1} \rangle, \langle \psi_1, \eta_2 \rangle \rangle$$

no son localmente efectivos. En el primer caso (Ω_1), efectividad local requeriría ambos

$$SN', q \models_{\eta_1} \gamma_{a1}, \text{ i.e., } q \models \neg \langle \langle \eta_1: \Sigma \rangle \rangle \neg GFp; \gamma \quad (g1)$$

$$SN', q \models_{\eta_1} \gamma_{b2}, \text{ i.e., } q \models \neg \langle \langle \eta_1: \Sigma \rangle \rangle \neg GFq. \quad (g2).$$

Pero esto no es cierto: partiendo de q_0 se puede llegar a un estado en el que un tren ya está adentro y el otro no (η_1 lo permite). En este estado, ambos trenes pueden decidir cada uno no moverse, y entonces no será satisfecha alguna de las fórmulas (g1) o (g2): si el tren a1 fue el que nunca se movió, no se satisface (g1), si en cambio fue el tren b2 el que no se movió nunca, entonces no se satisface (g2). En el caso de η_2 el argumento para mostrar su no efectividad local es prácticamente idéntico.

Pongamos otro caso para ilustrar un punto de interés si es que se van a modelar en futuras investigaciones. Sea un sistema normativo definido sobre la misma estructura SN' en los siguientes términos:

$$\eta_3(\alpha') := \begin{cases} q0 & \text{si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle, \langle 1,2 \rangle, \langle 2,2 \rangle \\ q1 & \text{si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle, \langle 3,1 \rangle, \langle 1,2 \rangle \\ q2 & \text{si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle, \langle 1,3 \rangle, \langle 2,1 \rangle^{82} \\ q3 & \text{si } \alpha' = \langle 1,1 \rangle \\ \emptyset & \text{si } \alpha' = \text{ todos los restantes} \end{cases}$$

Los objetivos de este sistema son: primero y como en anteriores sistemas normativos, el prohibir que los trenes entren al mismo tiempo al túnel, el prohibir que ambos trenes se queden detenidos al mismo tiempo y el que en el estado q_0 un tren ceda el paso al otro, que entrará al túnel. En este último caso, se regula que en el estado q_0 el tren b2 tiene prohibido ir a entrar al túnel y el tren a1 tiene prohibido permanecer quieto. Pensemos en la ley social $L_3 := \langle \psi_1, \eta_3(\alpha') \rangle$. La ley social conformada lleva irremediamente a una única evolución del sistema ya que en el primer estado se obliga al tren a1 a moverse mientras que al tren b2 a permanecer quieto; posteriormente, a cada tren se le prohíbe detenerse o permanecer en el mismo estado (se tienen que mover). Comprendido esto, es más o menos sencillo notar que la ley social es globalmente

⁸² El caso de $q3$ no será requerido porque no es requerido poner atención en un estado indeseable en la semántica ideal: si se cumple el sistema normativo, el sistema no evolucionará al estado $q3$.

efectiva, pues el sistema asegura que todos los agentes involucrados nunca van a estar al mismo tiempo en el túnel (no chocarán, etc.) (véanse los casos anteriores).

Con respecto al contrato social formado con el nuevo sistema normativo η_3 tenemos

$$\Omega_3 := \langle M-S, L_3 \rangle, \quad \text{i.e.} \quad \Omega_3 := \langle \langle SN', \gamma_{a1}, \gamma_{b1} \rangle, \langle \psi_1, \eta_3 \rangle \rangle,$$

que es localmente efectivo ya que se satisfacen las siguientes fórmulas:

$$SN', q \models_{\eta_1} \gamma_{a1}, \quad \text{i.e.} \quad q \models \neg \langle \langle \eta_1: \Sigma \rangle \rangle \neg GFp; y \quad (gI)$$

$$SN', q \models_{\eta_1} \gamma_{b2}, \quad \text{i.e.} \quad q \models \neg \langle \langle \eta_1: \Sigma \rangle \rangle \neg GFq. \quad (gII)$$

Esto es así ya que los trenes podrán entrar al túnel infinitamente muchas veces: una vez que un tren ha entrado y el otro esperado, entonces el tren que ya entró saldrá al mismo tiempo que el otro tren, que no había entrado, entra. Así, los trenes entraran y saldrán constantemente, dándose turnos y moviéndose en un “ciclo sin fin” (en principio). Esto asegura la satisfacción de las fórmulas (gI) y (gII) para los agentes a1 y b2.

Quizá poco precisamente expresando, Ω_3 es localmente efectivo porque los trenes podrán entrar al túnel infinitamente muchas veces. Esto es así porque una vez que un tren ha entrado y el otro esperado, entonces el tren que ya entro, saldrá al mismo tiempo que el tren que no había entrado, ahora entrará. Después, los trenes entraran y saldrán constantemente, dándose turnos y moviéndose constantemente, como en un “ciclo sin fin” (en principio). Esto asegura la satisfacción de las fórmulas (gI) y (gII) para los agentes a1 y b2.

Sin embargo, queremos destacar que el sistema normativo tiene una desventaja que no se puede pasar por alto y es el hecho de que el sistema constriñe totalmente todas las acciones de los trenes, i.e. no les da –en cierto sentido- libertad de movimiento o acción⁸³. Como señalan (Wooldridge et al, 2005+, 415) en un caso semejante ningún tren “tiene elección alguna acerca de qué hacer: ellos únicamente tienen una acción disponible”. En este sentido, si pensamos que es deseable que los trenes se detengan, la ley social aludida no sería efectiva.

La importancia del ejemplo anterior recae en las consecuencias con respecto a la relación de los objetivos, metas o fines de un contrato social: si la meta, fin u objetivo señalado en el

⁸³ Esto puede ser concebido como aquel movimiento no sujeto a un estatus deóntico: o bien prohibitivo o bien obligatorio.

modelo de contrato se estipula debido a una razón o meta superior, por ejemplo y con respecto a los ejemplos aludidos, el transportar personas o mercancías, entonces el no considerar que puedan detenerse para recoger/dejar personas y/o mercancías es un obvio fallo del formalismo y toda la labor puede resultar inútil. En este sentido, el éxito de las estructuras no sólo recae en la exactitud de la formalización, sino quizá en aspectos externos de los cuales nuestra investigación sólo alude –como ahora- intermitentemente.

Finalmente resta enfatizar que la pregunta general acerca de qué contratos sociales son los más deseables se responde en términos de las propiedades aludidas. Por deseable se entiende aquél contrato que satisface la mayoría de objetivos, metas, fines o aspiraciones de todos los individuos relevantes de un cierto sistema representado, i.e. aquellos relativos tanto al “diseñador” como a los agentes implicados. En tal sentido, los contratos sociales que son más preferibles –y sólo para ser explícitos- son los que son más fuertes en el sentido de que:

(1) el objetivo del diseñador debe ser el caso, i.e. $O_{\eta}\psi$, i.e. el sistema es globalmente efectivo.

(2) las metas de todos los agentes son satisfactibles, i.e. $\bigwedge_{i \in ACC} O_{\eta}\gamma_i$, i.e. el sistema es localmente efectivo.⁸⁴

Recuérdese que el objetivo del diseñador es la búsqueda de un mejor funcionamiento social que, idealmente, sea obtenido en conjunción con el logro de los objetivos individuales de los miembros de la sociedad. Si bien, en la realidad es probable que este esquema falle, somos de la opinión de que el análisis formal puede aclarar los elementos considerados como relevantes y sus interacciones, ayudando así a hacer lo propio al anticipar si la regulación social será o no exitosa. Claro está que, como dicen los autores que proponen NATL y el enfoque del contrato social, “hay mucho más que se puede hacer con respecto al análisis de contratos sociales y a la manera en que funcionan...”⁸⁵. Lo que se ha mostrado son sólo algunos avances en relación a la aplicación de

⁸⁴ En (Wooldridge et al, 2005+, 416) se muestra una tabla comparativa entre tipos de contratos social atendiendo a los elementos señalados.

⁸⁵ Por ejemplo, la alusión a los fines, metas u objetivos en el marco de la semántica multijugador de ATL, muy probablemente es susceptible de análisis en términos de utilidades o de grados de preferencia. La extensión de herramientas lógicas que cuantifiquen de un modo más específico estos elementos y una referencia más rica a la teoría de juegos o a la teoría económica en estos ámbitos se sugiere por sí misma. De igual manera, las relaciones entre sistemas normativos que sólo se esbozó en términos de teoría de conjuntos, quizá indique una interesante relación con respecto a perspectivas distintas como las Input/output Logics creadas por Makinson y van der Torre (Makinson-van der Torre, 2001). Otra vía fértil de

formalismos que ayuden a estudiar fenómenos comprensibles en ATL con elementos deóntico-normativos.

2.3.6. Comentarios finales.

La lógica NATL se ha utilizado para definir las nociones de obligación y permisión en un marco en el que se pudieran representar la interacción de agentes en el tiempo con respecto a estados. La particularidad de NATL es que define operadores deónticos relativos a sistemas normativos especificados en términos de acciones prohibidas. A su vez, se han expuesto varios ejemplos, en particular, se expuso la propuesta de Wooldridge y van der Hoek (2005+) para modelar un contrato social. En éste salen a relucir algunas reflexiones interesantes que deben ser consideradas particularmente en razón de teorías que, en este caso, son sociales. Sin embargo, este análisis es un tipo más entre otros.

Con respecto a ciertas objeciones contra NATL (y sus posibles extensiones), se puede argumentar que en realidad NATL no se puede denominar en estricto sentido una lógica deóntica. En realidad ella reduce las modalidades deónticas a exigencias o directivas temporalizadas de conjuntos selectivos que especifican estados en razón de acciones de agentes. Si bien consideramos que es cierto que la propuesta es reductiva en ese sentido, no es verdad que ella deje de ser en cierto modo deóntico y que no permita analizar los razonamientos típicos de este tipo de lógica.

De hecho, ahora viraremos a revisar otro análisis, que explícitamente se denota como reductivo a ATL. Éste se propuso por consideraciones enfocadas a una figura que ha tenido un papel secundario hasta el momento: la noción de “deadline” o “límite temporal” en torno a obligaciones. Se verá que éste análisis difiere en gran medida del anterior, tanto en intereses como en manejo de conceptos previamente delimitados a la implementación formal.

2.4. El sistema ATL-B.

En este apartado expondremos el tercer y último sistema que tiende a mostrar la productividad de acercamientos entre la lógica temporal de tipo ATL y la lógica deóntica y sus conceptos asociados, pero desde el punto de vista reduccionista.

investigación es hacer alusión a la violación de normas y su respectiva sanción: ¿en qué sentido las sanciones estipuladas por un sistema normativo afectan o alteran las metas de individuos? Otras muchas preguntas podrían surgir de ello.

A diferencia de los sistemas anteriores (DATL y NATL), ATL-B es un sistema formal enfocado en la representación de nociones específicas, de las cuales la principal es la noción de obligación con límites temporales (*OLT*). Este modo de análisis, fue propuesto por (Broersen, 2006) y pertenece a una serie de investigaciones en torno a los límites temporales (*deadlines*) (Broersen et al, 2004) (Brunel et al, 2006) (Demolombe, 2010) (Demolombe et al, 2006) (Governatori et al, 2007). Se ha elegido denominar a esta propuesta como ATL-B aunque se verá que el sistema lógico a utilizar como base es (aunque en una forma no estándar) un sistema ATL. Los aspectos técnicos serán seguramente sencillos, dado el estudio de los anteriores sistemas.

Advertimos que a pesar de que el formalismo a presentar es semejante a DATL, hay algunas diferencias: sintácticamente, se define cierto uso de operadores deónticos-ATL, condicionales y temporales, en donde se enfatiza la forma de obligaciones con límites temporales; semánticamente, se otorgan definiciones para los operadores introducidos en términos de estrategias.

Ahora bien, antes de presentar todo el sistema habremos de aclarar varios conceptos con miras a comprender cómo se interpreta el concepto de *OLT*. Para ello, será necesario resaltar que se adopta la idea de que las obligaciones a representar son aquellas que son válidas en el presente y que regulan eventos o actos futuros de agentes. Se aludirá entonces a una clasificación bipartita de estas obligaciones: obligaciones de lograr y obligaciones de mantener, y se mostrará que las primeras son más fundamentales. Igualmente se indicará que las obligaciones a analizar son condicionales y temporales. A partir de estos conceptos se definen las *OLT*, en tanto son comprendidas como un tipo de obligaciones temporales condicionales, en donde las condiciones no son alterables por los agentes obligados.

Volvemos a destacar que el tipo de análisis vertido en esta propuesta será algo distinto al enfoque vertido en los anteriores sistemas. ATL-B es una propuesta generada en torno del análisis de los conceptos de obligaciones (i.e. de lograr, de mantener y las *OLT*), por lo cual su tratamiento y énfasis se preocupa por el desarrollo de un sistema que los exprese adecuadamente. Estudiar esta perspectiva nos ayuda a comprender la pluralidad y multiplicidad de modos en que el lógico se puede aproximar a nociones en una misma disciplina. De cualquier manera, la propuesta pretende ser fértil con respecto a cierta interpretación del viejo y clásico problema del SLDE: la llamada paradoja de Chisholm. Trataremos en líneas generales el formalismo de la paradoja en ATL-B y lo que aclara (y lo que no). Esto también nos recuerda uno de los tópicos que

históricamente ha sido constante en el desarrollo de la lógica deóntica (modal): la existencia de las llamadas paradojas y de resultados indeseables.

Habremos de comenzar por los comentarios en torno de conceptos, y seguiremos con los elementos lógico-formales de ATL-B.

2.4.1. Análisis de conceptos de obligaciones.

ATL-B es un sistema que pretende expresar adecuadamente un tipo de obligaciones bastante común en el discurso normativo: las obligaciones con límites temporales, *OLT*. Las obligaciones con límites temporales quizá hayan sido estudiadas desde tiempos inmemoriales. Parte de su significado y uso nos son bastante familiares. Será adecuado comenzar por una explicación introductoria y unos ejemplos simples de este tipo de noción⁸⁶.

Piense informalmente en la noción específica de estar obligado desde un momento a realizar cierto acto p antes (o al mismo tiempo) de que una condición fijada en el tiempo futuro δ se cumpla⁸⁷. Esta noción refiere a una clase de obligaciones muy común en discursos normativos; *v.gr.* “es obligatorio pagar la cuenta de Internet antes del 10 de octubre”, “debes entregar el ensayo a más tardar el miércoles”. Estas obligaciones son tanto temporales como condicionales. Las *OLT* son también obligaciones temporales y condicionales de este tipo, sólo que con una característica peculiar con respecto al límite: que el mismo es independiente del comportamiento obligatorio que deben desplegar los agentes. Puesto que desarrollar OTL depende de la comprensión de las obligaciones condicionales y temporales en general, nos detenemos un poco en éstas.

Las obligaciones a representar serán obligaciones condicionadas en el sentido de que ciertos agentes están obligados a llevar a cabo (o lograr) cierto hecho o acto ' ρ ' atendiendo al periodo hasta el cual sucede δ . En relación a ello, las obligaciones también serán temporales en tanto que ese acto ρ -estipulamos- debe darse al tiempo en que o antes de que otro cierto evento, hecho o acto ' δ ' se dé, so pena de la producción de cierta condición o hecho negativo ξ (Debes pagar la cuenta de la tarjeta el viernes próximo so pena del cobro de intereses). Este tipo de

⁸⁶ Esto no significa que sea basto y suficiente este modo de presentación. Sin embargo, comenzar con estos sencillos ejemplos nos ayudará a introducir ejemplos más complicados y fértiles en consecuencias.

⁸⁷ Mantendremos las cosas simples e ignoraremos las nociones deónticas definibles en términos de obligación y negación, con el uso de correspondientes operadores diádicos, tales como prohibición, permisibilidad, optatividad, etc.

obligaciones, tanto condicionales con respecto a la ocurrencia de δ , como temporales en el sentido de que el lograr ρ debe preceder a δ , es la noción elegida a representar.

La forma sintáctica propuesta para las obligaciones condicionales y temporales señaladas es ' $O_{\Sigma} (\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$ ' (Broersen, 2006, p. 53). Su interpretación intuitiva va de la mano con la expuesta en el párrafo precedente sólo que se alude a la coalición de todos los agentes Σ , siendo éstos los que están obligados a que si δ se da, entonces antes o en ese tiempo ρ se logró(a) y si no, una condición negativa para A surgirá, i.e. ξ_{Σ} . En general, la pretensión es que la forma sintáctica aludida nos permita representar obligaciones con las cuales un agente razona, particularmente para decidir, en el presente, qué hacer con respecto de obligaciones actualmente válidas –que rigen- que regulan el comportamiento futuro⁸⁸. El hecho de que las obligaciones regulen el comportamiento a desenvolverse en el futuro, sugiere una clasificación bipartita entre obligaciones de lograr y obligaciones de mantener (Broersen, 2006, p. 54).

Las obligaciones de lograr (*achievement obligation*) son aquellas en que se debe lograr o realizar algo (acto, hecho) en el futuro que aún no es el caso. Las obligaciones de mantener (*maintenance obligation*) son aquellas en que se debe mantener algo que ya es el caso (ahora, en el momento en que se sostiene como válida la obligación). Las obligaciones de mantener se podrán definir en términos de las de lograr, ya veremos cómo. Trabajaremos con las primeras. Las obligaciones de lograr son obligaciones condicionales y temporales (aunque éstas no son todas obligaciones de lograr). En tal sentido, tendrán la estructura sintáctica aludida en el párrafo previo.

Ahora bien, las obligaciones de lograr condicionales y temporales se pueden volver *OLT*-y aquí es a donde queríamos llegar. ¿Cómo? Simplemente teniendo en cuenta el requerimiento específico que hace que el límite temporal δ no pueda ser sujeto de la voluntad de los agentes obligados, i.e. que no esté bajo el control de sus acciones. Hallaremos que esta noción es representada en el marco de ATL-B, ya que la semántica estratégica multijugador de esta lógica permite definir esta falta en el sistema⁸⁹.

⁸⁸ No se confunda el tiempo en que una obligación se considera válida (el tiempo en que tiene fuerza regulativa) con el tiempo en que se espera se produzca el contenido de la obligación, i.e. aquello que es obligatorio llevar a cabo (el tiempo de referencia de la obligación). El primero es presente, el segundo, será futuro con respecto a los agentes normados. Una distinción semejante se encuentra en la teoría jurídica común o bien en la distinción hecha en (Lindström, 1999)

⁸⁹ Vale la pena decir que las *OLT* son obligaciones condicionales y temporales y de lograr (por distintas razones que ya deben quedar claras), con condiciones o límites temporales.

Un aspecto que aún queda por clarificar es la referencia a la condición negativa ξ_{Σ} . En ámbitos normativos, es común aludir a que una obligación tiene la capacidad de ser violada. Algunos llegan a decir que “la mayoría de lógicos deónticos estarían de acuerdo en que las obligaciones que no pueden ser violadas no son para nada obligaciones” (Broersen, 2006, p. 55) cfr. (Broersen et al, 2004). Basta con mostrar que la gran mayoría de las obligaciones tiene esa capacidad y que muchas de las *OLT* son de este tipo y en general⁹⁰ producen o acarrear consecuencias negativas. Este aspecto es el reconocido mediante la condición negativa ξ_{Σ} , la cual se dará en caso de que no se haya realizado lo prescrito como obligatorio en el tiempo indicado, previo o al tiempo de que δ .⁹¹ Se verá más adelante cómo este elemento puede ser de gran relevancia en el entendimiento de ciertos principios deónticos (*v.gr.* siendo ‘ $\xi_{\Sigma} := \perp$ ’, en ‘ $O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \perp)$ ’); de hecho, será crucial en la representación y posible solución de la paradoja de Chisholm.

Finalmente, consideraremos la siguiente observación por razones intuitivas de representación: para satisfacer *OLT* es suficiente satisfacer ρ (lo obligatorio) *una vez* y antes o al mismo tiempo de que δ suceda. El que la obligación pueda cumplirse al mismo tiempo que se da δ , quizá *prima facie* inaceptable, es un constreñimiento para evitar discusiones en torno a la interacción en el tiempo de lo que debe ser realizado cuando y en el momento en que se da δ . Es decir, siempre se considera que una obligación de ρ se cumple antes o cuando está sucediendo el límite δ ; *v.gr.* debo pagar la cuenta de internet antes o el mismo 10 de octubre. Además, es preferible esta restricción pues sin ella la discusión de la naturaleza del tiempo como continua o discreta se presentaría, discusión que si bien es en sí misma atractiva e importante, aquí no es posible comentar⁹².

⁹⁰ Quizá argumentar que el mero hecho de haber violado una obligación prescrita y válida (por x o y fundamento) acarrea siempre el hecho negativo mismo de encontrarse en un mundo menos perfecto, uno en el que al menos se haya la falta a lo obligatorio. Sin embargo y en general, nos referiremos a otro tipo de consecuencias negativas: por ejemplo, de mi falta a la obligación de pagar mi tarjeta, obtengo el sinsabor de incrementar mi deuda con intereses.

⁹¹ Broersen, al proponer este elemento, compara su propuesta, con la reducción andersoniana, que utiliza una constante de violación y dice que su propuesta “va un paso más allá”, al “explícitamente dar las condiciones negativas ξ_A como parámetros para el operador de obligación $O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$ ” (2006, p. 56). En este sentido, recuerde el lector cómo se aludió a las constantes de violación, de tradición andersoniana, al desarrollar algunas formalizaciones de modelos en DATL (*supra*).

⁹² Véase por ejemplo la discusión en torno a la concepción del tiempo discreta con instantes de tiempo o discreta con intervalos (Goranko et al, 2015). Haremos algún comentario respecto de estos elementos en el capítulo 3. De cualquier manera se dice que técnicamente las dos concepciones de tiempo contienen una ontología “relacionada cercanamente y técnicamente reducible la una a la otra: por un lado, los intervalos

Por el momento, los elementos conceptuales explicados son suficientes y considerándolos pasemos a la formalización de ATL-B, atendiendo al nuevo constructo sintáctico. Las cuestiones semánticas se comprenderán desarrollando y comentando la misma. Se verá que simplemente se aplican conceptos de la semántica estratégica de ATL. El objetivo es representar las *OLT* y ver si es útil en temas deónticos.

2.4.2. Sintaxis.

Presentaremos a continuación la sintaxis de ATL-B. Como ya será evidente, la marca distintiva es el uso del operador deóntico de *OLT*, i.e. ' $O_{\Sigma} (\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})'$ '. Sin embargo éste será definido en términos de una *fbf*-ATL-B. Se notarán a su vez algunos recursos de estilo en la presentación de ATL-B (Broersen, 2006, p. 57) y que presentamos aquí. Ellos no son estándares pero sí son fácilmente traducibles (por lo que respecta a los elementos correspondientes) y equivalentes a la gramática de ATL (*simpliciter*, Capítulo 1)⁹³.

En BNF:

$$\varphi := T \mid p \mid \neg \varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid \langle \langle \Sigma \rangle \rangle \varphi U^{ee} \psi$$

La lógica ATL-B a presentar simplemente es una versión no estándar de ATL y algunos de sus elementos ya nos son conocidos. En esta sintaxis se definirá el operador de *OLT* que arriba se ha presentado, pero no referiremos a él hasta haber presentado la semántica.

Importa aquí hacer notar que el operador ' $\varphi U^{ee} \psi$ ' utilizado denota la versión del operador en donde φ no requiere ser el caso (satisfacerse) ni en el presente ni en el momento en que ψ . A su vez indicamos que en este sistema los operadores temporales *X*, *F*, *G*, y versiones del operador "until" son definibles en términos del operador U^{ee} .

De igual manera, el dual del operador ' $\langle \langle \Sigma \rangle \rangle$ ', i.e. ' $[[\Sigma]]$ ' es definible del modo usual. Quizá no sean tan evidentes algunas definiciones, por ende, presentamos aquí algunas definiciones:

Definiciones de operadores temporales y algunas lecturas informales

de tiempo pueden ser determinados mediante pares de instantes de tiempo (*comienzo-fin*); por otro lado un instante de tiempo puede ser construido como un "intervalo punto" (*point interval*) degenerado cuyos puntos finales coinciden" (Goranko et al, 2015, 2.3).

⁹³ Aludiremos en su momento en cada sección a esto, sea en el cuerpo del texto o en estas notas.

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle X\varphi := \langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\perp U^{ee}\varphi)$. Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que en cualquier momento siguiente φ será satisfecho.

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle F\varphi := \varphi \vee \langle\langle \Sigma \rangle\rangle (TU^{ee}\varphi)$. Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que eventualmente φ se satisficará.

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle G\varphi := \neg [[\Sigma]] F \neg \varphi$. Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que φ se cumple siempre (o globalmente).

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\varphi U^e \psi) := \varphi \wedge \langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\varphi U^{ee} \psi)$. Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que eventualmente en un momento m se satisficera ψ , mientras que φ se satisficará en adelante (contando desde ahora) y hasta un momento anterior a m . (una versión más exacta se hallará en la semántica, en términos de estrategias).

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\varphi U \psi) := \langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\varphi U^e (\varphi \wedge \psi))$. Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que eventualmente, en algún tiempo, se satisficará ψ mientras que φ se satisface desde ahora y hasta ese algún tiempo en que ψ .

$\langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\varphi U_w \psi) := \neg [[\Sigma]] (\neg \psi U \neg \varphi)$.⁹⁴ Los agentes Σ tienen una estrategia para asegurar que si eventualmente ψ se satisficará, entonces φ se satisface desde ahora y hasta el momento en que ψ se satisfaga, mas si ψ no se satisface, entonces φ se satisficará por siempre.

2.4.3. Semántica.

La semántica presentada en (Broersen, 2006, p. 58) es una forma no estándar de la semántica de ATL (*simpliciter*) en términos de elecciones. La construcción del autor se basa en presentar primero un modelo ATL compuesto por una tripla de conjuntos de estados 'S', función (total) 'C' de elección y función 'e' de evaluación proposicional. Después introduce una función de estrategias que va de elecciones desde estados a estados, que es un modo de englobar a las acciones de los agentes y la función de transición de ATL *simpliciter*. Define a su vez secuencias de

⁹⁴ Para ' $[[\Sigma]]$ ' tendríamos que:

$[[\Sigma]] X\varphi := [[\Sigma]] (\perp U^{ee}\varphi) \dots$
 $[[\Sigma]] F\varphi := \varphi \vee [[\Sigma]] (TU^{ee}\varphi) \dots$
 $[[\Sigma]] G\varphi := \neg \langle\langle \Sigma \rangle\rangle F \neg \varphi \dots$
 $[[\Sigma]] (\varphi U^e \psi) := \varphi \wedge [[\Sigma]] (\varphi U^{ee} \psi) \dots$
 $[[\Sigma]] (\varphi U \psi) := [[\Sigma]] (\varphi U^e (\varphi \wedge \psi)) \dots$
 $[[\Sigma]] (\varphi U_w \psi) := \neg \langle\langle \Sigma \rangle\rangle (\neg \psi U \neg \varphi) \dots$

caminos y sus conjuntos que pueden conformarse a estrategias. Básicamente define un modo no estándar equivalente a la estructura CGS de ATL *simpliciter* (ver Capítulo 1, sección 1.3.2).

Aquí la sumaria presentación:

Sea un Modelo $M = \langle S, C, e \rangle$ donde S es un conjunto no vacío de estados s , C es una función definida por $A \times S \rightarrow 2^{2^S}$ tal que para cada agente a y estado s hay un conjunto de elecciones o acciones, bajo el supuesto de que dados dos agentes distintos con misma elección, entonces hay un mismo siguiente estado del sistema. Nótese que $C(a,s)$ es distinta del vacío para todo agente a y todo estado s . Más formalmente $\forall s \in S$ la función $RX(s) = \{\bigcap_{a \in A} Ch_a \mid Ch_a \in C(a,s)\}$ da un conjunto no vacío de conjuntos unitarios para los estados s posibles; y finalmente e es una función interpretación para todas las letras proposicionales. También vamos a definir la relación $^R \rightarrow := \{(s,s') \mid s \in S \text{ y } \{s'\} \in RX(s)\}$, la cual nos ayudará a captar el hecho de que las elecciones para cada agente individual en un momento dado son una partición de todas las elecciones posibles para todos los agentes de una manera directa.

Sea α_a una estrategia α para un agente 'a' una función tal que $\alpha: S \rightarrow 2^S$ y $\forall s \in S: \alpha_a(s) \in C(a,s)$, que asigna elecciones del agente 'a' a estados del modelo ATL-B.

Sea un camino completo π en M una secuencia de estados $s_0, s_1, s_2, \dots, s_n$ en S tales que, para cada $i \geq 0$, $s_i \xrightarrow{R} s_{i+1}$, donde decimos que s_0 es el comienzo del camino π . Se denota un estado s_i de un π en M mediante $\pi[i]$.

Una π cumple una estrategia α_Σ de un conjunto Σ de agentes sii $\forall n \geq 0, \pi[n+1] \in \alpha_\Sigma(\pi[n])$. Se denota el conjunto de todos los π 's que cumplen una α_A mediante $\prod(\alpha_A)$ (el conjunto completo de caminos).

La satisfacción de una fórmula en ATL en un estado (o mundo) de un modelo $M = \langle S, C, \pi \rangle$ está definido como:

$$M, s \models p \text{ sii } s \in e(p);$$

$$M, s \models \neg \varphi \text{ sii } M, s \not\models \varphi;$$

$$M, s \models \varphi \wedge \psi \text{ sii } M, s \models \varphi \text{ y } M, s \models \psi;$$

$M, s \models \langle\langle \Sigma \rangle\rangle \psi$ sii $\exists \alpha_\Sigma$ tal que $\forall \pi \in \Pi(\alpha_\Sigma)$ con $\pi[0] = s$: $M, \pi[0], \pi \models \psi$

$M, s \models [[\Sigma]]$ ψ sii $\forall \alpha_\Sigma, \exists \pi \in \Pi(\alpha_\Sigma)$ con $\pi[0] = s$, tal que $M, \pi[0], \pi \models \psi$

$M, \pi[0], \pi \models \varphi U^{ee} \psi$ sii $\exists n > 0$ tal que (1) $M, \pi[n] \models \psi$ y (2) $\forall i$ con $0 < i < n$, $M, \pi[i] \models \varphi$

Y validez puede definirse con respecto a todo modelo M referida a todo estado en el modelo. La validez general se define como validez de una fórmula en todo modelo.

Teniendo en cuenta lo anterior ahora sí podemos referirnos a la noción de *OLT* en ATL-B.

2.4.4. Hacia OLT en ATL-B: la propuesta reductiva. Propiedades, límites y conceptos derivados

Con la sintaxis y semántica expuestas se puede ya expresar el modo en el cual se llegan a definir las *OLT*. Primeramente, se parte de la noción de obligación condicional y temporal. Broersen (2006) expone en el lenguaje natural lo que llama la observación central que liga obligaciones temporales y condicionales con ATL:

$O_\Sigma(\rho \leq \delta : \xi_\Sigma)$ se cumple [holds] si y sólo si no es el caso que el conjunto de agentes Σ tiene una estrategia para lograr [achieve] δ , para evitar ρ en todos los momentos hasta que δ sucede por primera vez, y evitar la condición negativa ξ en el punto en que δ [se dé] (p. 60)⁹⁵.

Esto quiere decir, recordemos, que los agentes obligados no tienen una estrategia en la cual eviten la sanción o condición negativa en el término δ al no cumplir o lograr aquello obligatorio ρ en todos los momentos anteriores y en el término δ . Quizá más sencillamente: si los agentes Σ no hacen lo que deben llevar a cabo antes de que se dé el límite temporal o término, entonces no tienen manera de evitar la correspondiente sanción cuando (en el futuro relativo) llegue el término. Además, en caso de que los agentes A tengan una estrategia para evitar la condición negativa no haciendo ρ antes de o en δ , entonces no tienen obligación alguna.

El autor da la semántica de la fórmula arriba referida en los modelos M de ATL (Broersen, p. 60) del siguiente modo:

⁹⁵ Se cambió la notación para los agentes, en correspondencia con este texto.

$M, s \models O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$ sii $\neg \exists \alpha_{\Sigma}$ tal que $\forall \pi \in \Pi(\alpha_{\Sigma})$ con $\pi[0] = s$, $\exists j$ tal que

$$(a) \forall 0 \leq i \leq j : M, \pi[i], \models \neg \rho \wedge \neg \delta \quad \vee \quad M, \pi[j] \models \neg \rho \wedge \delta; \gamma$$

$$(b) M, \pi[j] \models \neg \xi_{\Sigma}$$

Ahora bien, una fórmula $O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$ se satisface en un modelo de ATL sii el estado satisface la fórmula ATL $(\delta \wedge (\neg \rho \rightarrow \xi_{\Sigma})) \vee \neg \langle\langle \Sigma \rangle\rangle ((\neg \rho \wedge \neg \delta) U^e (\delta \wedge \neg \rho \wedge \neg \xi_{\Sigma}))$. (Ésta es la proposición 1 de Broersen, 2006). Esta fórmula es reductiva del operador deóntico a ATL. Por esto es que la noción de obligación definida es una reducción a ATL-B.

Sin embargo, algunas propiedades problemáticas resultan de la definición previa de obligación. En este sentido tenemos que la definición no implica que δ vaya a ser verdad eventualmente (en algún punto). Esto es indeseable porque es el mero hecho de que δ sea el caso, el que hace a estas obligaciones condicionales. Y sin embargo, tenemos la propiedad de que si Σ no puede evitar que δ nunca puede ser el caso, entonces Σ no puede tener una estrategia que asegure que en algún punto δ se dé, o sea que Σ está obligado a cada ρ antes de δ ($\models [[\Sigma]] G \neg \delta \rightarrow O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})'$). Nótese también que en caso de que ρ no se haya dado antes, no se producirá una condición negativa. Todo esto es suficientemente contraintuitivo como para pensar en un elemento que remedie esta situación.

Como remedio, Broersen (2006, p. 63) propone que los agentes no tengan control sobre δ en el sentido de que no tengan una estrategia para que, abreviadamente, $G \neg \delta$. En este sentido, los agentes Σ (sujetos a la obligación) deben cumplir sus obligaciones porque hay un límite temporal fijo, que ellos no pueden cambiar y/o postergar constantemente. Podemos indicar este hecho explícitamente en ATL, como propone Broersen (2006, p.63):

$$D(\delta, n) := \langle\langle \emptyset \rangle\rangle X^n (\delta \wedge \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G \neg \delta) \wedge \bigwedge_{0 \leq i < n} \langle\langle \emptyset \rangle\rangle X^i \neg \delta$$

En la fórmula, ' X^n ' refiere a n anidamientos (*nestings*) del operador X . La fórmula indica que en todo camino, δ se dará eventualmente en n sucesivos estados (tiempos). En particular, δ no será el caso antes ni después del tiempo indicado. Se nota que no hay agentes que puedan tener una estrategia para que $G \neg \delta$. Así es como tenemos una *OLT*, pues es una obligación condicional y

temporal en la cual los agentes no tienen la capacidad de no hacer o alcanzar ρ sin que la condición negativa ξ se dé, i.e. una obligación cuyo límite provocará (en n tiempos) una sanción en caso de que se haya incumplido lo debido y no generará tal sanción en caso de que sí se haya cumplido. De este modo, las *OLT* no son más que obligaciones de orden temporal condicionales unidas a fórmulas de la forma $D(\delta, n)$.

La existencia de *OLT* no libera de todos los problemas conceptuales de las obligaciones condicionales y temporales, *qua* obligaciones. Este tipo de problemas de importancia no menor consiste en la existencia o derivación de características contra-intuitivas. Algunas de ellas pueden ser resueltas de modo más o menos sencillo en ATL-B, por ejemplo el problema de la fijación.

Existe otro problema importante que hay que atender para evitar resultados indeseables. Este problema es llamado de “establecimiento” o “fijación” (*settledness*). Él consiste en que cualquier obligación ya cumplida u obedecida, y por ende ya realizada y fijada en el tiempo, i.e. temporalmente inevitable, se satisface o es verdad. El problema consiste en el hecho de que todo aquello que es temporalmente inevitable en un momento dado, implica que él es obligatorio realizarse antes de que llegue el momento δ , etc.. Este resultado es intrínseco al sistema. Sin duda no queremos este resultado porque por ejemplo y suponiéndolo, a pesar de que sea inevitable que la guerra entre Israel y Palestina continúe, no por ello decimos que eso sea obligatorio. Lo que está en juego en términos de ATL-B, es que, por ejemplo, un hecho que es inevitable temporalmente, implica una obligación: $\models \rho \rightarrow O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$. Este resultado es una instancia del resultado más general que se presenta en ATL-B: $\models O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \perp) \rightarrow O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$ ⁹⁶.

Una posible solución es evitar que lo que ya esté fijo temporalmente y sea un hecho sea implicado por lo debido. Una manera directa de hacerlo, es asegurándose una definición de obligaciones temporales que afirme que éstas obligaciones pueden ser violadas, que cuando algo es debido cumpla con el requisito de ser evitable (y claro que al evitarse, se generaría una violación). En términos de agentes, esto significa que los agentes sólo pueden ser obligados a algo que pueden evitar (aunque obviamente, también pueden hacer)⁹⁷.

⁹⁶ Es decir, el problema se puede rastrear al resultado de que obligaciones cuya violación es imposible temporalmente implican las obligaciones que sí pueden ser violadas hacia futuro.

⁹⁷ Así por ejemplo, no sólo no tiene sentido que esté obligado a viajar más rápido que la velocidad de la luz, sino tampoco tiene sentido el que esté obligado a pagar mis multas si no es posible que no lo haga.

El remedio respecto de este problema puede darse definiendo una versión de obligación, llamada deliberativa (*deliberate version*).

La versión deliberativa de las obligaciones temporales adquiere una forma sintáctica en la cual se expresará que no es imposible no seguir una obligación, i.e. que los agentes tienen una estrategia para no obedecer la obligación (y claro que, en tal caso, verificar la condición negativa). En este sentido, importa la decisión de los agentes y su deliberación cuenta para el caso de cumplir o no la obligación (de ahí el nombre). Esta versión es dada en estos términos de acuerdo a (Broersen, 2006, p. 64):

$$O_{\Sigma}^{dl}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma}) := O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma}) \wedge \neg O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \perp)$$

Una clase de problemas constantes de las obligaciones se hayan en el rubro de las así llamadas paradojas. Retomaremos el caso de la paradoja del escenario de Chisholm al modo en que Broersen (2006) la ha analizado. Sin embargo, antes, habremos de definir en ATL-B las obligaciones de mantener.

Obligaciones de mantener.

Con las definiciones semánticas de las obligaciones condicionales y temporales podemos definir a las llamadas obligaciones de mantener (*maintenance obligations*) (pp. 54, 61), esto a través de obligaciones de lograr/alcanzar (*achievement obligations*). La definición de estas nuevas obligaciones nos será de ayuda al aplicar la misma en el análisis que presentaremos del escenario que genera la paradoja de Chissholm.

Recordamos que las obligaciones de lograr/alcanzar son aquellas fácilmente denotadas por $O_{\Sigma}(\rho \leq \delta : \xi_{\Sigma})$, en donde destacamos que la obligación de ρ viene con una condición de término/plazo δ en donde el objetivo es lograr algo en el futuro, aunque en un futuro previo a aquel en que se dé el plazo.

Las obligaciones de mantener pueden ser denotadas *prima facie* así

$$O_{\Sigma}(\varphi \leftarrow \diamond \psi : \xi_{\Sigma}).$$

En estas obligaciones se denota que una obligación de mantener φ (seguir realizando φ) está sujeta a una condición ψ , denominada condición de liberación (*relief condition*). La condición

es llamada de ese modo debido a que si se da, entonces la obligación de mantener lo prescrito ya no se tiene que cumplir, es decir, se libera al obligado de su realización. Nótese que en estas obligaciones se preserva la verdad de la condición que ya es verdad desde el presente y, en tal sentido, difiere de las obligaciones de lograr pues aquí no se pretende lograr o alcanzar algo, sino continuar o mantener aquello que ya se cumple. Sin embargo, como ya lo adelantábamos, las obligaciones de mantener son definibles en términos de obligaciones de lograr así: “ $O_{\Sigma} (\varphi \leftarrow \Diamond \psi : \xi_{\Sigma}) := O_{\Sigma} (\psi \leq \neg \varphi : \xi_{\Sigma})$ ”. La definición quiere indicar que una obligación de mantener es definible como una obligación de lograr en el sentido de que la condición negativa en obligaciones de mantener se cumplirá en el momento en que no se dé φ , siempre que tal momento sea anterior o igual a que se dé ψ .

De cualquier manera, será útil en la aplicación que estamos por presentar de ATL-B respecto del escenario de la paradoja de Chisholm.

2.4.5. Ejemplificación: Aplicación del formalismo como solución al caso del escenario de Chisholm.

En esta sección se analizará la propuesta para aplicar ATL-B en el llamado escenario que conforma la paradoja de Chisholm (Broersen, 2006, 65 y ss.). Sus pretensiones se basan en la adecuación de la representación formal de las proposiciones que tradicionalmente son referidas en el caso de la famosa paradoja. Se verá que dicha solución depende de ciertos compromisos interpretativos, por lo cual no se considera una solución total sino sólo y únicamente parcial.

Recordamos que el escenario de Chisholm es un conjunto de proposiciones formuladas en lenguaje natural. Dicho escenario es famoso en razón de que al ser formalizado en el SLDE, se generan resultados contraintuitivos en el sentido de que ciertas proposiciones se contradicen – cosa que en el lenguaje natural no parece que sea el caso- o bien se derivan (implican) entre sí –lo cual atendiendo a su formulación natural tampoco parece ser el caso.

En este lugar se alude a la propuesta de modelización del escenario de Chisholm a través de ATL-B y se indican algunas de sus virtudes y vicios, o mejor dicho, límites. Recordemos en primera instancia el escenario de Chisholm (1963, 33-35) en lenguaje natural:

(1A) Jones debe (está obligado a) ayudar a sus vecinos.

(2A) Jones debe decirles a sus vecinos que los va a ayudar si él los va a ayudar.

(3A) Si Jones no va a ayudar a sus vecinos, él no debe decirles que va a ayudarlos.

(4A) Jones no va a ayudar a sus vecinos.⁹⁸

Para modelar este escenario (1A) – (4A) en ATL-B debemos tener en mente que las obligaciones a representar –por constricción de ATL-B- son obligaciones que rigen o valen en el presente pero cuyo tiempo de referencia es futuro, i.e. el tiempo en que debe ser llevado a cabo lo prescrito como debido—a lo que se está obligado- es el futuro (*supra*, 2.4). Dicho ello, presentamos aquí la versión en ATL-B del escenario, marcando de modo intuitivo las equivalencias. Nótese que las proposiciones referidas aluden a la letra subrayada en (1A) – (4A) con la excepción de ‘t’, que se explicará en un momento:

(IA) $O_{\Sigma}^{dl}(a \leq t: \xi_{\Sigma}) \wedge D(t, n)$

(IIA) $O_{\Sigma}^{dl}(d \leq a: \zeta_{\Sigma})$

(IIIA) $\langle\langle \emptyset \rangle\rangle (\neg a U t) \rightarrow O_{\Sigma}^{dl}(\neg d \leftarrow \Diamond t: \nu_{\Sigma})$

(IVA) $\langle\langle \emptyset \rangle\rangle (\neg a U t)$ (Broersen, 2006, p. 66)

La representación formal de las fórmulas requiere de explicación. En el caso de (IA), a las obligaciones se les representa tomando en cuenta que el contenido de la obligación es futuro (tiempo de referencia) y que el operador es deliberativo. Lo primero es requerido porque ATL-B

98 En principio, (1A) - (4A) parecen ser lógicamente independientes (ninguna de las proposiciones se deriva de cualquier otra y son mutuamente consistentes (no son contradictorias entre sí). De hecho, (1A) y (4A) tienen una formalización clara: “ Oa ” y “ $\neg a$ ”. Sin embargo, (2A) y (3A) son condicionales deónticos, que pueden ser interpretados y formalizados de modos distintos en SLDE: como “ $a \rightarrow Od$ ” o como “ $O(a \rightarrow d)$ ” en el caso del primero, y como “ $\neg a \rightarrow O\neg d$ ” o como “ $O(\neg a \rightarrow \neg d)$ ” en el caso del segundo. Estas interpretaciones distintas se basan en las múltiples posibilidades de distribución del operador de obligación del SLDE: o bien el operador abarca a todo el condicional, o bien sólo afecta al antecedente/consecuente de una proposición condicional. Ahora, si interpretáramos (2A) y (3A) de manera uniforme, obteniendo ya sea $\{Oa, a \rightarrow Od, \neg a \rightarrow O\neg d, \neg a\}$ o $\{Oa, O(a \rightarrow d), O(\neg a \rightarrow \neg d), \neg a\}$, perderíamos la independencia de los enunciados: en el primer caso $a \rightarrow Od$ es derivable en SLDE a partir de $\neg a$, y en el segundo $O(\neg a \rightarrow \neg d)$ es derivable en SLDE a partir de Oa . Si interpretáramos (2A) con el operador actuando sobre todo el condicional y (3A) con el operador actuando tan solo sobre el consecuente, obtendríamos el conjunto $\{Oa, O(a \rightarrow d), \neg a \rightarrow O\neg d, \neg a\}$ a partir del cual SLDE nos permite derivar $Od \wedge O\neg d$, lo que indica una contradicción en esta lógica. Vale la pena notar también que (4A) afirma –en la lectura clásica o estándar en SLDE propuesta por Chisholm, un hecho, el cual en relación a (1A) expresaría el incumplimiento o violación *de facto* de ese deber.

tiene ese compromiso, del cual ya hemos hablado líneas arriba. Lo segundo, que el operador sea deliberativo, es adecuado para asegurar que se dé en n tiempos el límite temporal 't', que indica el momento a partir del cual la condición negativa se dará o no. Este límite es el tiempo hasta el cual es de provecho que Jones ayude a su vecino en el sentido de poder evitar una consecuencia negativa formalizada con ξ_{Σ} . En este sentido 't' es un tiempo que podemos interpretar como "demasiado tarde" para verdaderamente ayudar. El hecho de entender el límite temporal con la calificación genérica "demasiado tarde" y asignarle un 'n' momento cualquiera no especificado responde a que (1A) no refiere explícitamente a ningún tiempo específico.

Se podría criticar la formalización (IA) que se hace de (1A) en el sentido de que no es fiel al lenguaje natural en el que ésta última proposición se expresa. Sin embargo, la referencia implícita a un tiempo en el cual la ayuda ya no sea útil es implícita y necesaria. Si este no fuera el caso⁹⁹, el problema de "establecimiento" o "fijación" de la obligación seguiría vigente. Consideramos que eso es indeseable y que (IA) evita ese problema.

El caso de (IIA) es un ejemplo prístino del modo en que ATL-B puede representar una obligación condicional y temporal mediante el uso del operador propuesto. Aquí, la obligación de que Jones le diga a sus vecinos que irá a ayudarlos depende de que él lo haga. A su vez, el decirles a sus vecinos que ayudará debe darse antes de que ayude. Al tratar el modo en que ATL-B formaliza (2A) Broersen (2006, p. 66) exclama: "No sabemos de otro formalismo deóntico temporal que pueda modelar esta oración tan fielmente como [lo hace] el presente".

En el caso de (IIIA), a diferencia y en contraste con (IA), la obligación representada se expone como una obligación de mantener: Jones debe constantemente no decirle a sus vecinos que ayudará (' $\neg d$ ') en caso de que no lo vaya a hacer. Si no mantiene ello, entonces se dará la condición negativa ν_{Σ} .

Con respecto a (4A), su formalización en (IVA) consiste, en términos semánticos, en que no hay estrategias posibles en que Jones ayude ('a') antes de que sea demasiado tarde (en 't'). Esta interpretación, conforme a los compromisos de ATL-B, es una oración acerca del futuro. Es un tanto extraña, en razón de que en realidad refiere a la intención de Jones de no ayudar y, en cierto sentido –v.gr. físico- uno tendría que aceptar que es posible que Jones ayude.

⁹⁹ Podríamos realmente decir, si no fuese una obligación deliberativa, entonces se podría diferir infinitamente el cumplimiento de la obligación y no se generaría una sanción, ergo, la obligación sería inviolable.

¿Cuáles son las ventajas de la formalización (IA) – (IVA)? Simple y llanamente que sus proposiciones componentes preservan consistencia e interdependencia, propiedades que intuitivamente se ha alegado tradicionalmente que existen en el escenario del lenguaje natural (1A) – (4A)¹⁰⁰. La consistencia se conserva pues no hay contradicción derivada: de (IIIA) Y (IVA) se deduce $O_{\Sigma}^{dl}(\neg d \leftarrow \Diamond t: \nu_{\Sigma})$. Esto no es contradictorio sino sólo contrario a las demás obligaciones. En este sentido una de las condiciones negativas debe darse en el sentido de satisfacerse o bien $\xi_{\Sigma} \vee \zeta_{\Sigma}$ o bien ν_{Σ} . A fin de cuentas lo que esto indica es que debe elegirse entre lograr decir o preservar el no decir (lo cual es consistente con la propiedad de deliberación de las obligaciones).

Con respecto al escenario de Chisholm y en alusión a una manera racional en la que debe de actuar Jones, éste puede solucionar sus conflictos siguiendo la prescripción indicada en $O_{\Sigma}^{dl}(\neg d \leftarrow \Diamond t: \nu_{\Sigma})$: debe no decirle a sus vecinos que los ayudará. Dado el modo en que se interpretó (4A) y el hecho de que esto llevará a ξ_{Σ} (que se dará) cuando ‘t’ llegue, entonces Jones no debe preocuparse por la obligación $O_{\Sigma}^{dl}(d \leq t: \xi_{\Sigma} \vee \zeta_{\Sigma})$, derivada (pues es irremediable que no la cumpla). Luego, racionalmente Jones debe evitar ν_{Σ} . Estas consideraciones, sin embargo, sólo pueden ser una solución parcial del escenario pues su respuesta depende de la interpretación no estándar que se ha hecho. En particular, la proposición (4A) se interpretó no como un hecho, sino como una intención presente proyectada al futuro.

Finalmente, ATL-B es un sistema que define nociones deónticas en un marco de ATL. Es una propuesta reductiva y en tal sentido es susceptible de todos los ataques de los propulsores de un análisis propio en torno a las nociones normativas. Con respecto a su poder expresivo, vemos que se construye sobre una serie de elementos teóricos no formales que, sin embargo, son de gran interés para las formas particulares de razonar de agentes en torno a obligaciones en las que los límites temporales son relevantes. Sin embargo, por esa misma razón, sus componentes no tienen la generalidad de los anteriores sistemas, por ejemplo, frente a NATL, no logra de ningún modo aludir a los conjuntos de normas que prescriben la existencia de obligaciones.

Los sistemas lógicos expuestos requieren de ser analizados con más detenimiento en relación a tópicos de gran importancia como lo son: breves aspectos metalógicos de cada sistema;

¹⁰⁰ Y cuya pérdida, cuando se formalizan las proposiciones en SLDE, configura las susodichas paradojas (McNamara, 2014, 2).

observaciones en torno a la complejidad computacional en razón de ser ATL el tronco sobre el que se construyen las propuestas lógicas, y tercero, aspectos comparativos con respecto de otros análisis de nociones deónticas y temporales, señalando sobre todo semejanzas entre otros sistemas propuestos. Todos estos temas se abordan en el siguiente capítulo. A lo largo de esa exposición, también se abordarán aspectos críticos relacionados con las desventajas de los tres formalismos expuestos.

Capítulo 3. Esbozos aplicativos, aspectos metalógicos y computacionales, alternativas formales y teoría de juegos.

En el anterior capítulo nos hemos detenido en mostrar tres lógicas distintas que representan obligaciones de agentes interactuando en sistemas que se desarrollan en el tiempo. Sin embargo, no atendimos a ciertos tópicos relacionados cuya relevancia consiste en señalar posibles ventajas y desventajas de los sistemas expuestos así como reconocer sus relaciones teóricas con otros sistemas lógicos y teorías.

Concretamente elegimos sugerir y esbozar los rudimentos de una aplicación de NATL con respecto al ámbito científico, destacando el rol de los científicos entendidos como agentes que siguen –aunque sea parcialmente- ciertas directrices normativas surgidas de sus teorías científicas. Esta propuesta sugiere investigaciones futuras e invita a explotar el potencial aplicativo del formalismo, lo cual se considera una ventaja.

En otro respecto, nos detenemos en referir algunos aspectos metalógicos relacionados con los formalismos que componen las lógicas del capítulo 2. También dedicamos unas líneas a la descripción de resultados poco alentadores surgidos en la teoría de la complejidad computacional con respecto a desventajas de las aplicaciones prácticas (automatizadas) de las lógicas compuestas por ATL.

Deseamos también mencionar alternativas formales con relación a los sistemas propuestos en el anterior capítulo. Al exponer los mismos aludimos a los aspectos similares de los sistemas del capítulo 2 y guían su comparación mutua.

Por último, dada la estructura semántica de los formalismos del capítulo 2, que refleja importantes deudas técnico-conceptuales con respecto a la teoría de juegos (*game theory*) (capítulo 1), consideramos importante señalar trabajo actual en dicha teoría que también atiende a la lógica deóntica y la temporal, aunque no necesariamente tomados en su conjunto.

3.1. Sugerencias en torno de aplicaciones de formalismos ante la racionalidad normativa en filosofía de la ciencia.

A lo largo del capítulo previo, se expusieron formalismos que combinan nociones deóntico-normativas temporales en marcos lógicos un tanto diversos. En particular, al exponer los sistemas

lógicos se han señalado algunos ejemplos del modo en que operan las lógicas. En general, esto se lleva a cabo por medio de la exposición de un modelo interpretado. La exposición de este tipo de modelos pretende delinear aplicaciones útiles en distintos contextos.

Un ejemplo de aplicación en el que nos hemos detenido ha sido el de la representación de las llamadas leyes sociales y la figura del contrato social en el sistema NATL, propuesta perteneciente a autores cuyo interés se haya más que nada en el desarrollo de la ciencia computacional. Como ya lo hemos señalado, su propuesta se origina –aunque sea parcialmente- a partir de la intuición básica de la interacción entre agentes en un grupo social. Dichos agentes deben de ser regulados por un conjunto de normas –sistema normativo- de tal manera que éste último fomente la cooperación mutua para el logro de objetivos, sean éstos comunes o no (*v.gr.* el objetivo del creador del sistema normativo o, en términos genérico, “legislador”).

Teniendo en cuenta la anterior aplicación, reconocemos la existencia de cierta analogía conceptual, intuitiva y estructural en el ámbito científico¹⁰¹. Ya desde hace décadas, ciertos filósofos de la ciencia han investigado ampliamente el modo en que se construyen y proponen teorías científicas, reconociendo el papel del científico y las comunidades científicas en el desarrollo, cambio y resolución de problemas de esta clase (Duhem, 1906) (Kuhn, 1982) (Lakatos, 1975) (Laudan, 1986, 1990) (Kuipers, 2000). Así, los agentes (científicos) tienen un rol fundamental en la empresa científica. En semejante tenor, en los estudios mencionados y en otros más se encuentran argumentos en defensa del reconocimiento, construcción o sugerencia (a veces más, a veces menos defendida) de criterios normativos que sigue (de hecho) o debería seguir la comunidad científica para la producción racional científica y el logro de sus metas u objetivos¹⁰².

¹⁰¹ Como toda analogía, ésta se puede reconocer por ciertos elementos semejantes y/o parecidos de familia relevantes que, sin embargo, no pueden establecerse con exactitud inequívoca. Asimismo, toda analogía entre elementos requiere que éstos no sean idénticos, i.e. que posean diferencias claras. La analogía que se mantiene atiende a la semejanza en los conceptos, intuiciones motivantes y estructura de los elementos representados por NATL y el caso de los modelos que analizan la producción científica.

¹⁰² Pueden pensarse elementos para conformar ejemplos concretos: tómesese como esbozo el caso de los programas de investigación científica de Lakatos (1975, 465) y piénsese en los elementos normativos desprendidos de los supuestos básicos convencionales pre-aceptados en el llamado núcleo duro de cierto programa (puede pensarse en las investigaciones de la teoría newtoniana o –en mi opinión- la interpretación de Copenhage en mecánica cuántica) así como en los elementos normativos prohibitivos desprendidos de la llamada “heurística negativa”. En este caso la meta de las teorías sería la obtención de mayor poder predictivo. Según las teorías mencionadas, los elementos varían. Por ejemplo, atendiendo a (Kuipers, 2000, 93) las metas científicas son “éxitos predictivos o explicativos de la teoría” según un método hipotético deductivo (aunque en otros aspectos es criticable).

Tales criterios pueden ser contemplados como conjuntos semejantes a los “sistemas normativos” de NATL a los que podríamos denominar “conjuntos de criterios normativos científicos”: CCNC.

Asimismo, los objetivos científicos pueden ser análogos a los objetivos o metas representadas en NATL y pensamos que éstos pueden remitir a aspectos generales de las teorías científicas en filosofía de la ciencia o aspectos particulares de las teorías científicas que usan las comunidades científicas de que se trata. Atendiendo a los aspectos generales mencionados, podemos por ejemplo tomar como objetivo la mayor “adecuación empírica”, aludiendo al empirismo constructivo (van Fraassen, 1980), o bien, asumiendo no uno sino varios objetivos, los mencionados como virtudes teóricas dentro del naturalismo de (Quine y Ullian: 1970: cap. V) (Quine, 1966, 1990: 95), es decir, serían objetivos científicos de las mejores teorías (Colyvan, 2009) la simpleza, el conservacionismo, la generalidad, la refutabilidad, la economía, la modestia y la conformidad con la observación.

Debemos hacer notar también que la perspectiva ahora esbozada lidia con la representación de la tarea científica a lo largo del tiempo, a veces considerando un estudio pasado de las interacciones científicas (como se desprende de los ejemplos de cambios en el tiempo de paradigmas kuhnianos o los ejemplos históricos de Lakatos y Laudan e incluso los hallados en (Popper 1980) (en sus respectivas investigaciones). Sin embargo, dicho estudio en muchas ocasiones pretende señalar el modo en que en el presente y en el futuro se interrelacionan los científicos en la producción de la ciencia.

Para nuestros objetivos, no es necesario (¡ni cabalmente posible!) defender una postura particular. Solamente indicamos que en distintas reflexiones en torno a la ciencia se reconoce: 1.- el rol de las comunidades científicas en la producción científica, 2.- elementos normativos (aunque no son omnipresentes ni quizá los más relevantes) a los cuales atienden los científicos en sus teorías para la producción científica, y 3.- la existencia del factor temporal en el alcance o desarrollo de la actividad científica. El reconocimiento de estos tres elementos nos lleva a pensar en la posibilidad de utilizar los elementos de NATL para producir modelos formales en la explicitación de ciertos objetivos científicos atendiendo a sus aspectos deóntico-normativos en el tiempo.

Como esbozo de la anterior idea puede interpretarse la estructura de las *fbf*-NATL haciendo alusión a coaliciones científicas. Las coaliciones científicas pueden ser representadas mediante la modalidad de coalición en NATL, en el entendido de que variables distintas

representarán distintas comunidades científicas que atienden a ramas diferentes¹⁰³. Asimismo, las CCNC's serían los conjuntos representativos de los elementos normativos que siguen las comunidades científicas y que son manifestados como relevantes para la consecución de sus objetivos, los cuales evidentemente pueden diferir. Ahora bien, el diseñador de un sistema podría ser contemplado como el grupo de filósofos o científicos que pretende o bien describir (en el caso del filósofo) o bien conducir (en el caso de los científicos) cierta actividad científica.

Sugerimos que un estudio en este respecto podría resultar de interés y fertilidad didáctica, expositiva y aplicativa. En el sentido didáctico y expositivo, se podría lograr una exposición formal de ciertos elementos de los modelos de cambio y de progreso científico según las líneas de filósofos de la ciencia. Este enfoque sería de utilidad porque podrían representarse situaciones como las dos siguientes: a) ciertas comunidades científicas distintas tienen objetivos comunes que sin embargo no comparten CCNC's; y b) ciertos objetivos no son compartidos por comunidades científicas que sin embargo comparten CCNC's.

Debemos mencionar antes de terminar esta sección una advertencia. Las propuestas mencionadas en las anteriores líneas sólo constituyen una sugerencia y esbozo de ciertas posibles aplicaciones de la lógica NATL en el ámbito de la filosofía de la ciencia. Sin embargo, se podría demostrar que ésta propuesta es infructuosa. Este resultado o uno distinto, no menoscaba la utilidad de NATL para el caso de la aplicación de NATL en relación a las leyes sociales y el contrato social, expuesta en el anterior capítulo, aplicación que creemos bien fundada, esto en la medida en que se ha desarrollado su estructura formal, elemento del cual hasta el momento carece la aplicación del sistema para el caso de las comunidades y teorías científicas.

3.2. Aspectos metalógicos y de complejidad computacional de sistemas basados en ATL.

En esta sección indicaremos algunas ventajas y desventajas de los sistemas de ATL en relación a ciertas propiedades metalógicas de esta lógica (heredadas de ATL-simpliciter) y daremos unos breves comentarios tentativos con relación a los formalismos expuestos en el capítulo 2. Se notará que los resultados en este rubro no son del todo satisfactorios y que una investigación más profunda con respecto a ellos parece no ser muy prometedora. Esto es una gran desventaja desde el punto de vista lógico.

¹⁰³ La delimitación de las ramas es una tarea a todas luces compleja que nos es imposible atender aquí.

Aludiremos también a ciertos resultados de complejidad computacional relevantes en relación a ATL, en particular, en relación a los problemas de verificación de modelos y de satisfacción (SAT). Los resultados de la complejidad de la lógica aludidos dan una idea de los posiblemente existentes en los casos de los formalismos propuestos en el anterior capítulo.

3.2.1. Propiedades metalógicas y problemas asociados.

En (Goranko, 2006) se expone un sistema axiomático para ATL-*simpliciter* y se dan pruebas de que es consistente, completo y decidible con respecto a toda la clase de CGS's. El sistema axiomático indicado es una extensión de uno desarrollado para la lógica de coalición. La idea general es que el operador "X" es caracterizado mediante axiomas de la lógica de coalición, mientras que los operadores "G" y "U" son caracterizados mediante axiomas especializados denominados de punto-fijo. Con respecto a la mención de los agentes, hacemos notar que en el sistema A es un conjunto cualquiera de agentes mientras que Σ es el conjunto de todos los agentes, i.e. $A, A1, A2 \subseteq \Sigma$. Por lo que respecta al sistema deductivo, ATL está cerrado bajo las reglas de inferencia MP, NEC y Mon (monotonicidad). Aquí exponemos las generalidades de tal sistema:

Axiomas:

TAUT Tautologías proposicionales

$$(\perp) \neg \langle\langle A \rangle\rangle X \perp$$

$$(T) \langle\langle A \rangle\rangle X T$$

$$(\Sigma) \neg \langle\langle \emptyset \rangle\rangle X \neg \varphi \rightarrow \langle\langle \Sigma \rangle\rangle X \varphi$$

$$(S) \langle\langle A1 \rangle\rangle X \varphi \wedge \langle\langle A2 \rangle\rangle X \psi \rightarrow \langle\langle A1 \cup A2 \rangle\rangle X (\varphi \wedge \psi) \text{ para coaliciones disyuntivas } A1 \text{ y } A2$$

$$(FP_G) \langle\langle A \rangle\rangle G \varphi \leftrightarrow \varphi \wedge \langle\langle A \rangle\rangle X \langle\langle A \rangle\rangle G \varphi$$

$$(GFP_G) \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G (\theta \rightarrow (\varphi \wedge \langle\langle A \rangle\rangle X \theta)) \rightarrow \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G (\theta \rightarrow \langle\langle A \rangle\rangle G \varphi)$$

$$(FP_U) \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi \leftrightarrow \psi \vee (\varphi \wedge \langle\langle A \rangle\rangle X \langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi)$$

$$(LFP_U) \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G ((\psi \vee (\varphi \wedge \langle\langle A \rangle\rangle X \theta)) \rightarrow \theta) \rightarrow \langle\langle \emptyset \rangle\rangle G (\langle\langle A \rangle\rangle \varphi U \psi \rightarrow \theta)$$

Reglas:

$$\begin{array}{l}
 \text{Modus Ponens (MP)} \quad \frac{\varphi, \varphi \rightarrow \psi}{\psi} \\
 \langle\langle A \rangle\rangle\text{X-Monotonicidad} \quad \frac{\varphi \rightarrow \psi}{\langle\langle A \rangle\rangle X\varphi \rightarrow \langle\langle A \rangle\rangle X\psi} \\
 \langle\langle \emptyset \rangle\rangle\text{G-Necesitación} \quad \frac{\varphi}{\langle\langle \emptyset \rangle\rangle G\varphi} \quad (\text{Goranko, 2006, p. 104})
 \end{array}$$

Es interesante aludir a la manera en que se prueba corrección en este sistema ya que se usan recursos que no son tan evidentes. La prueba procede mediante la “construcción de un modelo ramificado de árbol acotado [*bounded branching tree model*] para cada fórmula ATL-consistente” (Goranko, 2006, 93), modelos que pueden ser desplegados en modelos finitos (atendiendo a aspectos locales), cumpliendo así la propiedad finita de modelo (*finite model property*). El autor también otorga evidentemente la prueba de corrección (*soundness*) basándose en inducción estructural, la cual es más sencilla (Goranko, 2006, 114).

A pesar de lo anterior los sistemas aludidos en el capítulo 2 carecen de propuestas sólidas en el ámbito metateórico. En este sentido, es aún debatida la cuestión de qué tipo de sistema axiomático para cada una de las lógicas logra demostrar plenamente completitud y corrección si bien existen algunas propuestas sugeridas directamente por ciertos elementos lógicos.

Por ejemplo, en DATL, al combinar lógica deóntica con la ATL y bajo la condición de no proponer axiomas que relacionen operadores deónticos con operadores de coalición –o axiomas mixtos, se sugiere directamente la utilización de los axiomas de cada uno de los sistemas mencionados¹⁰⁴. Siguiendo esta idea, la verificación podría llevarse a cabo de modo independiente a cada sección lógica. Una propuesta en este último sentido se haya en (Jamroga et al., 2004°, 177). En cuanto a las pruebas de completud y corrección, estas devendrían de las propias halladas en ATL y en el sistema SLDE (K+D). Empero, creemos que ésta no es la mejor manera de investigar la relación entre los sistemas por la sencilla razón de que ciertas propiedades interesantes son

¹⁰⁴ En este sentido y como ejemplo, se pueden establecer requerimientos (sobre todo de tipo global) a través de la aceptación de axiomas tal como se sugiere en (Jamroga et al., 2004°, p. 176).

dejadas de lado, muchas de las cuales son las que motivan el trabajo en este tipo de lógicas, *v.gr.* la propiedad de que toda coalición pueda llevar a cabo sus obligaciones, i.e. $O_{\Gamma} \varphi \rightarrow \langle\langle \Gamma \rangle\rangle F\varphi$.

Para el caso de NATL, la situación es semejante. Aquí tampoco se tiene una propuesta sólida en torno a un sistema axiomático ni ciertas pruebas de propiedades deseables de un sistema adecuado (completitud, corrección). Sin embargo, en este sentido existen algunas propuestas que resuelven semejantes características para CTL, que es concebible como fragmento de ATL. Por ejemplo, en (Agotnes et al., 2007) se presenta una axiomatización consistente y completa así como también se lidia con la complejidad de la verificación de modelos de un sistema¹⁰⁵ más sencillo denominado NTL, el cual es un “descendiente directo” de NATL. De igual manera, se pueden investigar perspectivas más abstractas –pero más intensionales–, como por ejemplo la de (Dellunde, 2008).

Por lo que respecta a ATL-B, la propuesta es un tanto semejante a la de DATL, únicamente con la especificación de la utilización del operador deóntico y su definición semántica. En este caso tampoco hallamos una elección evidente y la necesidad de definir un sistema axiomático es ineludible si atendemos al desarrollo de sistemas de demostración. En la bibliografía referida se puede hallar cierta discusión en torno a las propiedades lógicas que es deseable preservar en ATL-B, pero no se ha llegado a un consenso libre de disputas y fértil en resultados.

En suma, los sistemas señalados en el capítulo 2, a pesar de ser sistemas sumamente interesantes todavía requieren una investigación mayor que indique si poseen las propiedades lógicas anotadas. Sin éstas el progreso y adecuación de los sistemas aún está por verse.

3.2.2. Problemas de complejidad computacional: una desventaja en las aplicaciones.

La lógica ATL surge en un contexto computacional. En éste, uno de los tópicos que ha generado gran interés es la verificación formal y, en particular, la verificación de modelos.

La verificación formal es un método de comprobación o validación por medio del cual se asegura, mediante una prueba o modelo formal, que un sistema (computacional) se comporta del modo pretendido, i.e. cumpliendo con ciertas especificaciones o propiedades. Estas técnicas de verificación pueden ser entendidas como teniendo por tres partes (Huth, 2004, 172):

¹⁰⁵ Para más información, consultar más abajo, en la siguiente sección.

- un marco para modelar los sistemas, i.e. un lenguaje descriptivo del sistema en el caso general;
- un lenguaje de especificación el cual describa las propiedades a ser verificadas, éste debe ser formal; y
- un método de verificación que establezca si el sistema aludido satisface las especificaciones o propiedades pretendidas.

La verificación formal puede ser de dos tipos: teórica de prueba o modelo-teorética. Ésta última es la que nos interesa. Entonces, este tipo de verificación consiste en construir un modelo matemático y utilizar un lenguaje formal que establezca con claridad ciertas propiedades que un modelo debe cumplir.

Ahora bien, la verificación de modelos (*model checking*) es una técnica de verificación formal bien establecida para ciertos sistemas por medio de la utilización de lógica temporal (Clarke et al., 1999) (Berard et al, 2001). Dentro de esos sistemas se encuentran los sistemas multiagentes, como los representados por medio de ATL. Teniendo en cuenta lo anterior, el problema de la verificación de modelos es traducible a verificar si una fórmula " φ que expresa cierta propiedad es verdadera en un modelo M que representa el sistema, es decir, establecer si es el caso o no que $M \models \varphi$ "¹⁰⁶ (Raimondi et al., 2005,1). En términos equivalentes, la verificación de modelos consiste en "computar si un modelo M satisface φ " (Huth, 2004, 172)¹⁰⁷.

En el caso de sistemas multiagentes o multijugador, el modelo matemático es un modelo semántico que representa la evolución (o las interacciones dadas en el tiempo) del sistema de agentes y φ es una fórmula lógica que pertenece a un tipo de lógica temporal. En (Alur et al 2002) se establece un algoritmo por medio del cual se especifica el proceder de la verificación de modelos para cualquier *fbf* de ATL (de modo abstracto), siempre y cuando el espacio de estados (i.e. Q) sea finito.

El problema de verificación de modelos presenta un caso de complejidad computacional. Es decir, no solamente se pregunta si tal fórmula es teorema del modelo, sino si su

¹⁰⁶ Típicamente, el método de verificación de modelos permite indicar un contramodelo para el caso en que no se satisface la propiedad indicada en una fórmula φ . El modo en que lo logra es a través de la simulación de la verificación de la fórmula por medio de un algoritmo general. Más información en la bibliografía señalada.

¹⁰⁷ Aún otro modo de exponer el problema de la verificación de modelos es concebirlo como el problema de mostrar el conjunto de estados del modelo M en que se satisface φ .

verificación (o prueba) es obtenible en un tiempo o memoria adecuados o eficientes (*tractability*). En particular, una prueba o demostración adecuada o eficiente debe ser computable en tiempo polinomial, esto último en correspondencia con el tamaño o longitud de la fórmula que se está demostrando (o “input”), la cual debe ser una ristra finita (compuesta por símbolos finitos). En particular, los teóricos de la complejidad tienen por tarea fundamental determinar la medición del tiempo o espacio de los procedimientos computacionales así como también determinar límites o cotas superiores e inferiores relevantes (Arora et al., 2009).

Los mismos creadores de ATL estudiaron este tema (2002) con respecto al algoritmo de verificación de modelos que ellos mismos propusieron ya que, en tanto computólogos y programadores, les interesó determinar si la verificación de modelos en ATL-*simpliciter* es eficiente o no. La manera más fácil de resumir estos resultados es refiriendo a la clase de complejidad a la que pertenece el problema. Sin entrar en demasiados detalles, nos basta indicar que hay ciertas clases que engloban problemas que pueden ser solubles en tiempo polinomial y otros que no. Las primeras se consideran eficientes, las segundas (y siempre hablando de modo general) no.

Para el caso de ATL y el procedimiento de verificación de modelos, (Alur et al, 2002) establecieron que el problema pertenecía a la clase PTIME-complete, una clase que engloba problemas solubles de modo eficiente. Sin embargo, su resultado depende de asumir una representación “extensiva” de la estructura S de ATL (una CGS), i.e. una enumeración total de los componentes de cierta CGS así como el considerar al número de agentes como fijo (van der Hoeck, 2006, 2 final de sección). Teóricamente el resultado es adecuado sin embargo éste “no es factible en la práctica” (ibídem). Estos últimos autores indican que cuando no se asume la representación extensiva de S , entonces la complejidad de la verificación de modelos pertenece a la clase EXPTIME-complete, que no es eficiente.

Vale la pena indicar que el problema general de satisfactibilidad en ATL (para fórmulas arbitrarias) es EXPTIME-complete (sea para el caso de que el número de agentes es fijo o no) (Lutz et al, 2006), es decir, el problema de determinar si existe un modelo M (un tipo de S) y un estado en él tal que una fórmula φ se satisface¹⁰⁸ es intratable. Finalmente, un resultado relevante es el

¹⁰⁸ Antes se pensaba que importaba el hecho de considerar un número fijo de agentes o un número infinito de agentes. En el texto citado se indica como es que en ambos casos la complejidad debe hallarse en EXPTIME-complete.

expuesto para la complejidad de modelos de ATL implícitos, cuando el número de agentes no está fijo, cfr. (Laroussinie et al., 2008).

Estos resultados son también relevantes para el caso de las lógicas expuestas en el anterior capítulo (el segundo) y que tienen por componente a ATL. En tal sentido, la aplicación práctica de los sistemas lógicos “mixtos” que hemos propuesto como sistemas lógicos deóntico-temporales tendrá una complejidad computacional al menos tan grande como las indicadas en el cuadro anterior para ATL-*simpliciter*.

3.3. Sistemas diversos comparables.

En esta sección aludimos a trabajo relacionado con nuestro tema de investigación, seleccionado de tal modo que muestre la importancia distintiva del uso de distintas herramientas lógicas. Asimismo, comparamos en alguna medida los formalismos desarrollados en el capítulo 2 con algunos formalismos existentes. La comparación a presentar necesariamente es limitada y en ningún sentido pretende ser exhaustiva ni unívoca¹⁰⁹.

De igual manera, no debe haber reparo en reconocer que la tarea a elaborar es difícil y relativamente poco fructífera. En este sentido, la actual sección sirve más para tener consciencia del desarrollo de formalismos lógicos que podrían resultar de interés al lector. Por esta misma razón, se ha preferido no reparar en características demasiado específicas de los sistemas¹¹⁰.

Por lo anteriormente mencionado, aludiremos a varios formalismos que han tratado la relación entre lógica temporal y deóntica de un modo un poco distinto a ATL, sistemas que sin embargo aún poseen una semántica de Kripke. Asimismo, también mencionaremos el caso de algunos formalismos que expresan la noción de límites temporales.

Haremos también referencia a trabajos relacionados con teoría de juegos, elemento que surge en la semántica de las CGS's de las lógicas ATL's y sobre todo en las estructuras de NATL. Tan sólo vamos a referir muy brevemente algunas investigaciones que amplían el estudio de las

¹⁰⁹ “Unívoca” en el sentido de pretender ser la única manera de contrastar los sistemas lógicos a presentar con los expuestos en el capítulo 2. Dado los recursos técnicos y las capacidades así como las elecciones expresivas de cada sistema, es prácticamente imposible que una comparación evaluativa y juiciosa se pueda expresar de una sola manera.

¹¹⁰ Con la única excepción del caso de la solución del escenario de Chisholm de Gabbay (2012) –de no hacerlo, prácticamente no habríamos referido nada sustancial en el tema.

relaciones entre, por un lado, las lógicas ATL y deónticas (o algunos de sus conceptos), y por otro, la teoría de juegos.

Finalmente, referiremos a una manera algo distinta en que se soluciona el escenario de Chisholm mediante especificaciones temporales que no se enmarcan en ATL y sin embargo es una propuesta de lógica modal.

Recordamos antes de comenzar que la única pretensión de esta sección es concientizar al lector del lugar que ocupan las propuestas lógicas deónticas temporales de ATL en la jungla de la diversidad lógica actualmente existente.

3.3.1. Lógicas Deónticas Temporales: con estados/eventos.

En el capítulo anterior se decidió establecer una semántica ATL en la cual la evolución del sistema dependiera de los estados componentes (mundos) del modelo y de sus funciones de transición y movimiento agencial. En este sentido, la evolución temporal del sistema pretendido es representada tomando en cuenta explícitamente tanto en la sintaxis como en la semántica el rol que juegan los agentes.

Existen formalismos ciertamente semejantes a DATL –que no son ATL-, en el sentido de destacar la interacción entre la noción temporal y la deóntica. Por ejemplo, la propuesta –ya relativamente antigua- de (Meyer, 1988), que utiliza lógica dinámica, y la propia de (Aqvist, 2005), que usa una lógica temporal en donde la relación deóntica asocia dos estados o mundos que pertenecen a historias que comparten el mismo pasado. Los detalles ciertamente serían interesantes, pero su análisis nos llevaría a complicadas e innecesarias reflexiones. Empero, existen otros sistemas cuyo análisis es representativo. Aquí consideramos como uno de esos casos el de la denominada Lógica Deóntica Temporal de estado/evento, SED-LTL, propuesta en (Brunel et al., 2006). Esta lógica combina una lógica temporal tipo LTL con eventos¹¹¹ y una lógica deóntica de tradición estándar –pero con ciertas modificaciones- y surge también del ámbito computacional, con el objetivo de aplicar los formalismos en seguridad computacional (*policies*), comercio electrónico o sistemas legales expertos.

En SED-LTL se utilizan en el lenguaje objeto los elementos denominados “eventos”, que se distinguen de proposiciones. La diferencia que los autores refieren es que los eventos son

¹¹¹ Los autores siguen en esto a la lógica expuesta en (Pnueli, 1977), aunque la modifican un poco.

parecidos a las acciones en lógica dinámica, sólo que ellos son atómicos y se pueden colocar en las *fbf* de la lógica construida al mismo nivel que las proposiciones (p.86). Hacemos notar que SED-LTL es una extensión de un sistema no deóntico. Esta extensión se genera como se indicó en DATL: introduciendo la relación deóntica de accesibilidad y su correspondiente operador deóntico. En SED-LTL se pueden expresar la falta o la presencia de concurrencia de eventos en el sentido de que las estructuras etiquetadas de Kripke pueden extenderse sencillamente para incluir o no la consideración de que varios eventos se puedan dar de modo simultáneo (p. 89). En este respecto, frente a DATL, se pueden expresar la concurrencia de eventos.

Una ventaja más del SED-LTL es que sus autores pueden definir e implementar un operador para expresar las denominadas obligaciones con límites temporales (*deadlines*) de un modo semejante a la noción de *OLT* de ATL-B (Brunel et al., 2006, p. 96). En este caso las diferencias se hayan más en los recursos formales elegidos que en los conceptos subyacentes, por lo que podemos decir que en este rubro no existen diferencias destacables¹¹².

A pesar de lo anterior, en el sistema propuesto por (Brunel et al, 2006), la referencia a agentes se encuentra sólo implícitamente ya que al aludir a los eventos éstos siempre se acompañan de la referencia a un determinado agente (en el contexto es uno artificial o el mismo ambiente del sistema) que sin embargo no está definida propia y explícitamente en el formalismo (pp. 87-92). Los propios autores indican explícitamente que “No hemos hablado en este artículo ni acerca de las entidades que dan las obligaciones ni acerca de aquellos a los que refieren las obligaciones” (p. 98). Pensamos que si uno desea representar la importancia del papel de los agentes en un formalismo deóntico y temporal, como es el caso en la presente investigación, el sistema propuesto en (Brunel et al., 2006) no es realmente una buena opción. Por si fuera poco, como el lector debe darse cuenta, el que el sistema comentado sea una forma de LTL –a pesar de su extensión en deóntica- lo hace subsumible en gran parte a ATL, esto según resultados de (Pauly, 2002).¹¹³

¹¹² Haremos referencia al tema de las *OLT* poco más adelante, sin embargo, por lo apenas expresado, no indicaremos referencia alguna al trabajo de Brunel et al. aquí mencionado.

¹¹³ Indicamos también que en (Brunel et al., 2006) se hace referencia a trabajos relacionados (temporales y deónticos), por lo cual podría resultar de interés para el lector de esta sección (p. 98).

3.3.2. OLT: formalización distinta de las obligaciones con límites temporales.

Además del estudio de ATL-B en torno a las *OLT*, existen algunos otros estudios en los que se ha tratado el tema de las obligaciones con límites temporales o, en general, de los límites normativos (*normative deadlines*) de modo formal. Todos ellos tienen interés especial en representar formalmente obligaciones que poseen los agentes en el sentido de serles exigibles (sus obligaciones) en un determinado comportamiento durante un período o hasta cierto tiempo. Sin embargo, el modo en que en cada estudio se formalizan las nociones de límites temporales depende del sistema lógico utilizado.

Los estudios de este tipo no son demasiados. Los primeros surgen en la teoría computacional enfocados en el estudio de la interacción deóntica y temporal, utilizando SLDE y distintos sistemas temporales como LTL y CTL (Dignum et al, 1988, 2005) (Broersen et al, 2004) (véase bibliografía de estos últimos dos). De igual manera, se propusieron formalismos mixtos como por ejemplo la BDIO-CTL, una lógica que intentaba combinar lógicas de creencia, deseo e intención (BDI Logic) con SLDE y CTL (Broersen et al 2003!), y una versión que implementa lógica epistémica en ámbitos de interacción multiagente en torno a obligaciones (van der Torre, 2004).

Por otro lado, también existen las propuestas dinámicas, ya desde –al menos- los ochentas con el estudio de J.J. Meyer (1988), ciertas relativamente desarrolladas (Demolombe, 2006) (Demolombe, 2010) y ejemplares muy interesantes y con nuevos desarrollos, v.gr. (van Benthem et al., 2010° y 2010*) y (Knorr et al., 2013)

Las propuestas que lidian con LTL y CTL se puede decir que poseen un enfoque semejante al de ATL, dado que ellos son sistemas que pueden ser contemplados como fragmentos de ATL. Sin embargo, los estudios de lógica dinámica se pueden clasificar en otra tradición cuya comparación con los formalismos expuestos en el anterior capítulo es más complicada. Debe reconocerse a pesar de ello que en principio, todos los formalismos aludidos –los no dinámicos y dinámicos– tienen sus raíces en el ámbito computacional y tienen la capacidad de expresar propiedades de sistemas de transición utilizando una semántica abstracta que, en líneas generales, es una clase de estructuras etiquetadas de transición. Aquí mencionaremos sólo un ejemplo de lógica de este tipo y ciertos aspectos que pueden ser analizados con el objetivo de comprender construcciones lógicas más avanzadas.

En la literatura se encuentran no pocos ejemplos de la relación o el desarrollo de sistemas lógicos tanto dinámicos como deónticos. Aquí no es posible si quiera adentrarnos a estos últimos, sin embargo mencionamos un caso muy sencillo que resultará comprensible tomando en cuenta lo desarrollado. El ejemplo que retomamos es el caso de la lógica deóntica “dinámica” propuesta por Segerberg (Segerberg, 2009) pero refinada en relación a normas que indican límites temporales (*deadlines*) indicada en (Demolombe, 2006, 2010).

La estructura lógica de esta propuesta utiliza una lógica multimodal en la cual se utilizan operadores temporales y deónticos, v.gr. ‘[H]’, ‘[D]’ y ‘[F]’ que se leen respectivamente como “es históricamente necesario que φ ”, “es deónticamente necesario (u obligatorio) que φ ” y “siempre será el caso que φ ”. Las fórmulas son interpretadas en “puntos” o nodos de árboles que forman parte de un único pasado pero que tienen varios posibles futuros. Este esquema permite aislar aquellos puntos de caminos desde los cuales obligaciones se darán en el futuro y correspondientemente también los que no, pudiendo expresar para ello que ciertos agentes realizan ciertas acciones debidas.

La propuesta también logra extender la notación para expresar normas con límites temporales de cierto tipo. Dicha propuesta se asemeja mucho al operador utilizado en ATL-B. Sin entrar en detalles, se pueden formar expresiones con el uso de operadores del tipo ‘[H]’ y [D]. Al usar abreviaciones de éstos, se define el operador deóntico de obligación con límites temporales: ‘ $ob_i(\alpha < d)$ ’ que se lee como “es obligatorio para el agente i haber hecho la acción α entre el presente punto temporal y la primer aparición de la proposición d en un tiempo dado”.

Además, esta propuesta lógica puede también expresar violaciones a las obligaciones temporales en nodos: la obligación $ob_i(\alpha < d)$ ha sido violada en t_1 (nodo), si hay un pasado $t-1$ en donde d ha sucedido y antes de t_1 hubo un $t-2$ en donde era el caso que $ob_i(\alpha < d)$ y la acción α nunca fue realizada por i entre $t-2$ y el primer instante después de $t-2$ en donde d se dio. Sin duda esta forma de comprender las obligaciones se asemeja a la definición de OLT de ATL-B, Los detalles de esta comparación, aunque interesantes, no son posibles de desarrollar. Basta haber indicado los mismos.

Sin embargo y como último comentario, es importante mencionar que el sistema carece de una forma axiomática y que su estructura es algo más compleja (tanto sintáctica como

semánticamente), sin necesariamente ser más expresiva, que ATL-B. En tal sentido –y sólo en él, ATL-B es una forma más prometedora de representación de *OLT*.

3.3.3. Lógica Deóntica Temporal con operador 'Y' como solución al conjunto general del escenario de Chisholm.

En el capítulo anterior, se expuso ATL-B y se mostró de qué manera éste sistema expresa *OLT*. Se afirmó que en ATL-B se puede representar y “solucionar” –en el sentido de no derivar paradojas– un escenario interpretado de la paradoja de Chisholm. En particular, tal solución depende de considerar que la paradoja de Chisholm contiene una “dimensión temporal”. Algunos autores han argumentado plausiblemente que no toda formulación semejante al escenario original de Chisholm requiere de una formulación temporal y que en éstas aún se mantienen los resultados paradójicos, *v.gr.* (Prakken y Sergot, 1996, 1997). En éste sentido, la solución de la paradoja que aporta ATL-B es sólo parcial y relativa.

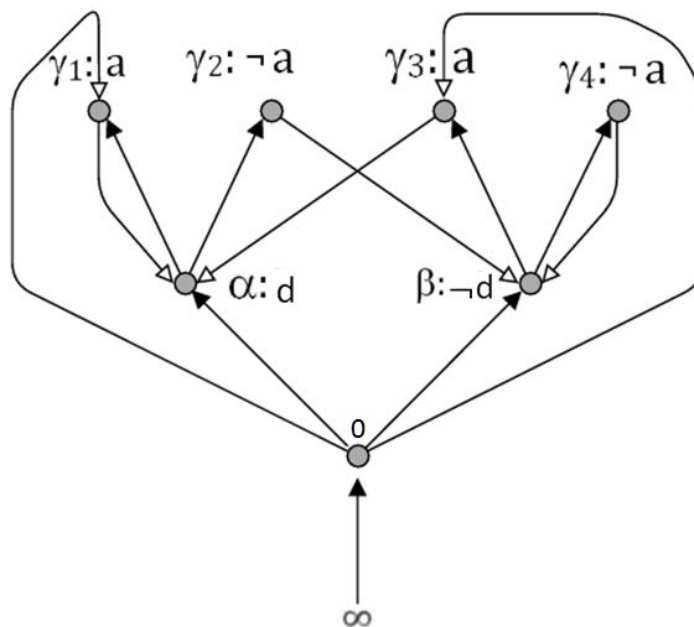
Una solución al escenario de Chisholm que también atiende al aspecto temporal, es la propuesta de (Gabbay, 2012)¹¹⁴, que al separar la relación temporal de la relación deóntica, logra impedir la derivación de resultados paradójicos en su sistema formal. Vamos sólo a dar un pequeño resumen de su propuesta (para más detalles ver la referencia).

El sistema de (Gabbay, 2012) usa las conectivas clásicas y las modalidades del tipo ' \Box ', 'O' y 'Y', que intuitivamente significan: "en el futuro es temporalmente necesario que", "es obligatorio que" y "en el estado previo fue el caso que". Estas fórmulas son evaluadas en árboles de tipo (S, R), donde S son el conjunto de nodos y R es la relación temporal que define al árbol. Estos árboles poseen una raíz con un solo descendiente, y cualquier nodo que no es raíz tiene dos descendientes. Las modalidades temporales, ' \Box ' y 'Y', se interpretan de acuerdo a R. $\Box\phi$ es verdadera en un nodo α sii ϕ es verdadera en todo sucesor de α , y 'Y ϕ ' es verdadera en un nodo α sii ϕ es verdadera en el antecesor de α (por ende 'Y ϕ ' es falso en la raíz, para cualquier ϕ). La modalidad deóntica se interpreta siguiendo una segunda relación ρ , sujeta a las restricciones consistentes en que a) ni la raíz ni su sucesor son destinos de una transición ρ , y b) de la raíz no se origina una ρ . Así, 'O ϕ ' es verdadera en un nodo α sii ϕ es verdadera en el nodo ideal o debido β

¹¹⁴ Vale la pena indicar que esta propuesta puede también aportar soluciones a interpretaciones no temporales de ciertos escenarios de Chisholm, en razón de que puede configurar órdenes o progresiones de violaciones –sobre de un “eje” en que se dé una jerarquía entre violaciones, es decir, el orden secuencial existente entre las CTD presentes. El propio Gabbay alude a esta ventaja (pp. 94 y 99).

($\beta \neq \alpha$). Nótese que las relaciones no influyen entre sí: la relación temporal es independiente de la relación deóntica.

Con estos elementos se puede conformar un modelo particular para el escenario de Chisholm (i.e. las oraciones (1A)-(4A) de la sección 2.4.5, supra). En el modelo se representa que la elección de que Jones diga o no a sus vecinos que los irá a ayudar es tomada antes de la elección de que él ayude o no. En este caso, usamos las proposiciones d (de “decir”...) y a (de “ayudar”) y la relación R . Por otra parte, las obligaciones del escenario de Chisholm se representan con la relación ρ . En particular, tendríamos el siguiente diagrama, en donde ‘ ∞ ’ es el nodo raíz y ‘ 0 ’ es su único sucesor.



Observamos que los nodos son el conjunto $S := \{ \infty, 0, \alpha, \beta, \gamma_1, \gamma_2, \gamma_3, \gamma_4 \}$. La relación R entre nodos es representada mediante una flecha con punta negra. Un ejemplo es $0R\alpha$ (de ‘ 0 ’ sale una flecha negra destinada a α , que indica que hay una transición temporal del nodo 0 a α . Nótese que en α se satisface ‘ d ’ (que Jones ha elegido decir a sus vecinos..., etc.), lo cual es indicado con $\alpha:d$. También encontramos la relación ρ indicada con las flechas de punta blanca. En este caso, se forman pares como ‘ $0\rho\gamma_1$ ’ y ‘ $0\rho\gamma_3$ ’. La relación deóntica logra representar las proposiciones del escenario, así por ejemplo, tenemos que (1A) es representada mediante los pares ‘ $0\rho\gamma_1$ ’ y ‘ $0\rho\gamma_3$ ’, (2A) mediante los pares $(\gamma_1, \alpha), (\gamma_3, \alpha)$, etc. Con los elementos otorgados, se logran construir fórmulas que denotan cada oración del enunciado, distinguiendo el tiempo o los tiempos a los que cada enunciado se refiere. El resultado de Gabbay pretende resolver el escenario indicando que

sus expresiones formales no pueden derivar resultados contradictorios ni son dependientes entre sí, ya que hay fórmulas cuyas relaciones y significados difieren o bien en su nivel temporal o bien en que sean obligaciones o hechos. Aquí no es posible llevar a cabo una explicación más cuidadosa, la cual se puede hallar en Gabbay, 2012).

Una ventaja de este formalismo es que el propio autor otorga un sistema axiomático completo –y otorga la prueba- (y es decidible también). El autor afirma lo anterior debido a que los modelos de árbol de *TSDL* poseen la propiedad de modelo finito (*finite model property*) y son axiomatizados finitamente (mediante definiciones recursivas) (Gabbay, 2012, pp. 91, 103 y ss.). Ninguna de estas propiedades han sido comprobadas para ATL-B y, en tal respecto, este acercamiento es superior.

Sin embargo, y como se ha notado ya, *TSDL* no se preocupa en lo absoluto por denotar agentes explícitamente. Como uno se puede fácilmente dar cuenta, en el escenario de Chisholm, el agente “Jones” no tiene ningún papel relevante ni en la sintaxis ni en la semántica. De hecho, él sólo representa un elemento de una proposición atómica. Tal lógica no cuenta con ningún poder expresivo para llegar a ese nivel de análisis. Por ende, la propuesta de Gabbay es muy distinta de las propuestas de ATL que hemos expuesto en el anterior capítulo. Quizá en futuras investigaciones se podría incluir la noción de agencia en *TSDL* o bien incluir un análisis del paso del tiempo con ciertas formalizaciones de *TSDL* en ATL.

3.3.4. Lógica STIT.

Habíamos mencionado en la Introducción del presente trabajo que existen distintos sistemas lógico temporales que responden a influencias y tradiciones diversas. De éstas hicimos referencia a que la lógica STIT (*seeing to it that*) era una de las más renombradas. En esta sección referimos a esta lógica y destacamos ciertas relaciones que ésta posee con respecto a ATL y lógica deóntica, refiriendo para ello literatura relevante. El objetivo de esta sección es el reconocimiento de las relaciones que los formalismos desarrollados en el capítulo 2 tienen con respecto a STIT y no un estudio exhaustivo de las mismas. Esto último conforma una investigación distinta y que no es posible llevar a cabo en este lugar.

La lógica o teoría STIT refiere en realidad a una familia de formalismos que son parte de las lógicas agenciales o de acción de tipo modal –como en parte lo es ATL. El origen de los formalismos se halla en el trabajo de corte filosófico de Belnap y Perloff que data de fines de los

ochentas (Belnap et al, 1988, 1990) del siglo pasado y ha sido desarrollado de múltiples maneras, aunque puede decirse que el canon se halla en (Belnap, 2001) y (Horty, 2001). Desde entonces el trabajo principal de las lógicas STIT, llevado a cabo además de algunos filósofos, sobre todo por computólogos y lógicos, se ha enfocado en investigación relativa a la teoría de la demostración y a los vínculos que ésta tiene con otros formalismos multi-agentes (como ATL).

El nombre de los formalismos proviene del uso de la modalidad “STIT” –a veces escrita también con minúsculas-¹¹⁵ cuya denominación proviene del acrónimo de la expresión inglesa “sees to it that”, que puede ser traducida como “se asegura de que...” “se encarga de que...”.

El objetivo de la teoría STIT es la clarificación de problemas en torno a la filosofía de la acción y de las normas, en particular, representa formalmente a agentes eligiendo de entre distintas alternativas que llevan a una acción (o simplemente, “cursos de acción”). Los componentes principales de las lógicas STIT pueden ser expuestos atendiendo a sus elementos sintácticos y semánticos generales. En el ámbito sintáctico, el elemento fundamental es añadir a una lógica proposicional clásica el operador STIT. De este modo $[i \text{ stit}; \varphi]$ o simplemente $'\text{stit}; \varphi'$ es una *fbf* de la lógica en donde i es un agente y φ es una proposición que refiere a un estado de cosas.

Debemos señalar que distintas versiones de la modalidad $'\text{stit}'$ se han estudiado. De ellas probablemente las dos más famosas son $'\text{cstit}'$, el operador $'\text{stit}'$ de Chellas (propuesto por este autor); y el $'\text{dstit}'$, el operador $'\text{stit}'$ deliberativo. Primeramente, $'\text{cstit}; \varphi'$, indica que los agentes en un cierto momento de una historia cuentan con elecciones para asegurar que se dé φ en todos los posibles momentos futuros a elegir de las historias que pasan por m . La satisfacción de fórmulas con el operador $'\text{cstit}'$ es relativa al par compuesto por una historia y un momento. Así, $'\text{cstit}; \varphi'$ se satisface en una historia y momento s si el agente i realiza una elección $'e'$ y φ es su necesaria consecuencia en el sentido de que ésta se cumple en cada posible momento (estado) de todas las historias futuras en las que $'e'$ ha sido elegida por i .

Con respecto al operador $'\text{dstit}; \varphi'$, éste exige, además de satisfacer lo que indica $'\text{cstit}; \varphi'$ acerca de las elecciones, el que exista un posible momento futuro, de las historias que pasan por m , en que φ *no* se dé. La idea es que en este caso el agente i realiza cierta elección $'e'$

¹¹⁵ Preferimos distinguir visualmente la referencia a las lógicas o la teoría STIT de la modalidad $'\text{stit} \dots'$ escribiendo siempre con mayúsculas la referencia a las primeras mientras que la segunda con minúsculas.

deliberada para que se dé φ en tanto que φ no necesariamente se dará si el agente i no elige 'e',¹¹⁶.

Nos podemos percatar a partir de lo dicho que la teoría utiliza en su semántica un marco de tiempo ramificado indeterminista, en donde el tiempo es representado mediante un esquema de árbol cuyas ramas son denominadas "historias" y cuyos nodos son conceptuados como 'momentos' (o estados, aunque el primer concepto es más usual en la literatura). En este marco, los agentes tienen elecciones y cualquier elección de un agente hace que el futuro se limite a un subconjunto de las historias del marco¹¹⁷.

La forma de un marco STIT, en general, es $\langle T, <, \Sigma, C, V \rangle$, de donde T es el conjunto de momentos, estados o nodos, ' $<$ ' es el orden irreflexivo de árbol en torno a los nodos, Σ es el conjunto de agentes, C es una función de elección que asocia para cada agente y momento (en una historia) una *partición de historias*, y finalmente V es una función de evaluación que asigna a cada historia y momento (en tal historia) un valor de verdad (1) o falsedad (0). Si bien no nos interesa detenernos en tantos detalles técnicos, sí nos interesa comprender cómo se relacionan los formalismos STIT con la lógica ATL. Se deberá notar que el vínculo yace en el mutuo interés que dichas lógicas (STIT y ATL) tienen con respecto a la noción de agencia, acción y, en ciertos respectos, estrategia.

Las lógicas STIT surgieron en gran parte por un interés particular por formalizar una noción de agencia que tuviera en cuenta y aclarase al menos dos características del concepto de acción: a) el que los agentes comúnmente no son capaces de elegir mediante una de sus acciones disponibles que un futuro (posible) se vuelva real, y b) el que los agentes, mediante sus acciones, puedan hacer que ciertos futuros, futuros que antes de su acción eran posibles, ya no sean más posibles después de tales acciones. Las consideraciones formales anteriores pueden lidiar con estas características de uno u otro modo, sea con el uso del operador 'cstit' o bien con el de 'dstit'.

¹¹⁶ En realidad, en el formalismo de las lógicas STIT no se hace referencia en el lenguaje objeto ni en la semántica de una noción "e" de elección de modo aislado. En las definiciones formales de 'cstit' y 'dstit' se utiliza un modo distinto de conceptuar elecciones: se define una función de elección que a agente 'i' y momento 'm' asigna particiones del conjunto de historias que "pasan" por m.

¹¹⁷ La motivación inicial de las lógicas STIT es el dotar de significado claro a la estructura en la cual se desenvuelven acciones. Esta estructura se concibió en torno a intereses filosóficos relacionados al indeterminismo y la libertad de acción. Sin embargo, se deseaba tratar de indicar esta estructura con menos notación con compromisos 'ontológicos', es decir, no utilizando 'elecciones atómicas', relacionadas a hechos (Belnap et al, 1988, 1990). Por esta razón, se utiliza una función de elección que asigna a agentes y momentos particiones de historias que pasan a través de momentos.

En particular, contemplando el marco formal de las lógicas STIT, es fácil comprender intuitivamente que la noción de acción y elección definida con respecto a momentos e historias tiene ciertas semejanzas con las nociones ya expuestas de estrategias pertenecientes a la semántica temporal de juegos de ATL. De hecho, desde los trabajos de (Belnap et al., 2001) y (Horty, 2001) se reconoció esta intuición y comenzaron a desarrollarse propuestas en el ámbito teórico y formal. Por ejemplo, Broersen, Herzig y Troquard han estudiado relaciones entre las lógicas de coalición, algunas formas de STIT (Broersen et al., 2006, A) y ATL y, en particular, se ha argumentado que ATL es un fragmento de cierta lógica STIT (bajo ciertas condiciones) (Broersen et al., 2006, B)¹¹⁸.

Con respecto a la lógica deóntica, las lógicas STIT pueden contemplarse como “una contraparte natural” (Jamroga et al, 2004^o, 169) en tanto que es natural reflexionar en las elecciones que un agente posee a la luz de sus obligaciones (*v.gr.* las sigue o no, las considera o no) y de las consecuencias derivadas de sus acciones (Horty, 2001)¹¹⁹. Por mencionar unos cuantos ejemplos: en (Lorini, 2013) se presenta una sistema STIT temporal que es aplicado en el análisis de conceptos normativos tales como las obligaciones de lograr y el compromiso. En este último respecto, existen investigaciones cuyo objeto central de estudio son las aplicaciones en ámbitos deónticos utilizando formalismos STIT, *v.gr.* sobre programación robótica (Arkoudas et al., 2005), sobre figuras técnico-jurídicas del derecho norteamericano (Broersen, 2011), y sobre aspectos concretos de la teoría de juegos (Kooi-Tamminga, 2006) (Kooi et al., 2008); todos temas interesantes de los cuales sólo del último podremos tratar un poco más en la siguiente sección.

3.4. Otras propuestas. Teoría de juegos.

Las lógicas materia del presente estudio tienen evidente relación con la teoría de juegos. Desde un inicio, hemos establecido que los sistemas ATL usan estructuras concurrentes de juegos y la semántica desarrollada configura sistemas lógicos con uso evidente del vocabulario originado en la teoría de juegos. Un ejemplo claro que muestra las interrelaciones entre ATL y la teoría de juegos

¹¹⁸ Igualmente, algunos estudios enfocados en las lógicas STIT han originado reflexiones en torno al razonamiento multiagente atendiendo a propiedades epistémicas de los agentes *v.gr.* (Broersen 2009, 2010) (Herzig et al, 2006)

¹¹⁹ Sin embargo, el trabajo de Horty se ha enfocado en dar fundamentos monótonos no modales a la lógica deóntica y en ese sentido se aleja de la perspectiva modal considerada en este trabajo.

es que las CGS's pueden corresponder a cierto tipo de juegos expuestos por la teoría de juegos¹²⁰. Más específicamente, de acuerdo al tipo de estructura de CGS's, una clase de juegos es construible. De hecho, en (Alur et al., 2002) se indica cómo es que distintos tipos de estructuras de juegos corresponden con cierto tipo de juegos (Leyton-Brown – Shoham, 2008, 88) (van der Hoek et al., 2007-, 63). Por ejemplo, las estructuras basadas en turnos sincrónicos son formas de juegos extensivos de información perfecta en donde un único jugador puede elegir en cada uno de los estados, como en el caso del tren y el controlador expuesto en la sección 1.4 del capítulo 1 de este trabajo.

Por lo antes mencionado, se han propuesto unos cuantos estudios en torno a la teoría de juegos y *ATL-simpliciter*, por ejemplo el sistema ATEL, que añade una relación de acceso epistémico a las CGS's tradicionales y que en cierto sentido lidia con juegos con información incompleta (van der Hoek et al., 2003%).

Por otra parte, existen también estudios que ligan el ámbito deóntico y normativo con la teoría de juegos. El vínculo se puede establecer a distintos niveles. Hemos visto ya en el capítulo 2 cómo la aplicación de NATL en torno a leyes sociales y la figura del contrato social, lleva a retomar conceptos claves de la teoría de juegos. En ese esquema, aún pueden ser explotados más elementos.

Tómese como esbozo de este dicho el hecho de que las metas de los agentes (en los sistemas multiagentes, M-S) pueden ser sustituidas a través de funciones de efectividad (*effectivity function*) –para el caso coalicional, vid. (van der Hoek et al., 2003%, 12) (Pauly, 2001, 24)¹²¹. De modo semejante se encuentra el caso interesante de asignar valor específico a cada resultado estratégico (*outcome*) de las metas agenciales halladas en M-S's, de modo tal que se puedan representar las ganancias que los agentes obtienen. Los recursos más directos para representar esta labor es o bien con relaciones de preferencia entre estados finales (indicando así qué resultado es el que prefiere cada agente), o bien con funciones de utilidad, las cuales asignan un valor numérico a cada agente en cada estado final (la 'ganancia' del agente en dicho estado). Para más detalles, véase (Kooi-Tamminga, 2006) (Kooi et al., 2008)(Tamminga, 2013)(Ågotnes et al. 2009, 2010.

¹²⁰ La teoría de juegos se detiene en elaborar modelos matemáticos para representar la interacción cooperativa o no cooperativa de agentes racionales que toman decisiones en ciertas situaciones.

¹²¹ Una función de efectividad describe las "capacidades" que tienen los agentes para llegar a un cierto resultado, es decir, lo que los jugadores pueden lograr juntos (Pauly, 2001, van der Hoek, 2003%, 12 y ss.)

Existe mucha más literatura enfocada a la relación entre deontica y teoría de juegos de los cuáles se pueden consultar los trabajos citados al final del anterior párrafo y también el trabajo de (Agnotes et al., 2007). Hacemos notar que si bien ninguno de estos últimos tres estudios se avoca a estudiar específicamente lógicas que tienen por componente principal a ATL, sí clarifican interesantes elementos teóricos de la relación existente entre, por un lado, lógica deontica y normativa, y por otro, teoría de juegos. Por ejemplo, en (Agnotes et al., 2007) la aceptación de normas por parte de agentes (ej. los ciudadanos de una población o los miembros de una empresa farmacéutica con estrictos protocolos de materiales) es considerada un juego en el cual distintos agentes son sujetos de esas normas. En su exposición lógica formaliza metas de agentes –como listas jerarquizadas de *fbf*-CTL- y sus respectivas utilidades de agentes –definidas en relación al índice más alto de la lista jerarquizada que un agente logra asegurar (más detalles en la referencia).

En semejante tenor, no podemos dejar de mencionar los estudios llevados a cabo por Boella y van der Torre en teoría de juegos de sistemas multi-agentes normativos, los cuales si bien no utilizan únicamente lógica deontica sino más formalismos (sobresalientemente, la *input-output logic*), son fundamentales en la comprensión de diferentes juegos en ámbitos normativos. Para una introducción al tema consúltese (Boella et al., 2007).

Explicados los tópicos anteriores, podemos pasar a la sección de análisis general y presentación de conclusiones.

Análisis y Conclusiones.

En la presente investigación se han señalado tres sistemas lógicos que pueden representar nociones deónticas normativas en un marco temporal en el cual las acciones de agentes (individuales o colectivos) y sus estrategias son consideradas, las primeras en el lenguaje objeto, las segundas (estrategias) en la semántica formal. La lógica temporal utilizada en cada uno de los sistemas lógicos es la lógica Temporal de Tiempos Alternantes, ATL (*Alternating Time Temporal Logic*). En particular, se presentaron los sistemas de Lógica Deóntica Temporal de Tiempos Alternantes, DATL, de Lógica Normativa Temporal de Tiempos Alternantes, NATL; y una lógica temporal de tiempos alternantes reduccionista que puede expresar obligaciones con límites temporales denominada por nosotros ATL-B.

Esta última sección de análisis y conclusiones está dividida en tres secciones: en la sección I presentamos un breve resumen de la investigación; en la sección II analizamos los componentes de los sistemas expuestos y con base en ellas exponemos las conclusiones de la investigación, destacando ventajas y desventajas así como posibles maneras en que se pueden extender los temas centrales de este trabajo en futuras investigaciones.

I. Recapitulación.

Para llevar a cabo nuestra investigación primero nos detuvimos en desarrollar los elementos teóricos requeridos de un sistema ATL (Capítulo 1), después expusimos tres sistemas lógicos que logran expresar elementos deónticos, temporales y agenciales (Cap. 2) y finalmente expusimos esbozos aplicativos de los formalismos, resultados metateóricos y de complejidad computacional relevantes. Referimos también a sistemas formales similares a los expuestos previamente e indicamos la importancia de la teoría de juegos y sus estudios en relación a los sistemas deóntico-temporales (Capítulo 3).

Más específicamente, para comprender los componentes temporales de los sistemas deónticos temporales llevamos a cabo en el *capítulo 1* lo siguiente:

- Expusimos la Lógica Temporal de Tiempos Alternantes, o ATL *simpliciter*, haciendo referencia al contexto computacional en el que surge y a razones justificativas para estudiarlo en sistemas que puedan expresar nociones deónticas como las obligaciones.

-Aclaremos los componentes de la sintaxis y semántica de ATL *simpliciter*, atendiendo a nociones intuitivas y formales. Definimos satisfacción de las fórmulas de la lógica y explicamos brevemente el modo en que se puede extender el sistema a ATL*.

-Ejemplificamos el modo en que opera el formalismo en relación a situaciones específicas en las que las obligaciones se comprenden como requerimientos de un sistema de interacciones multiagentes temporales. En particular quisimos exponer el ejemplo del tren y el controlador para mostrar las capacidades expresivas del sistema y un modelo particular en el que se observa cómo se interpreta el modo en que evoluciona un modelo en relación a las acciones entendidas como decisiones de agentes (o jugadores), individual o colectivamente, en coaliciones.

Posteriormente, *en el capítulo 2* expusimos los sistemas que denominamos DATL, NATL y ATL-B, exposición que forma el núcleo central de la investigación. Concretamente, se realizó lo siguiente:

- Expusimos el sistema DATL que propone formalizar requerimientos de sistemas en los que interaccionan agentes entendidas como obligaciones que éstos deben de seguir. En particular, logramos distinguir obligaciones que regulan todos y cada uno de los momentos (o mundos) en los que puede evolucionar un sistema de interacción de aquellas obligaciones que sólo regulan a partir de o en ciertos momentos locales. A las primeras se les concibe como propiedades globales y a las segundas como propiedades locales. Las mismas son expresables en el lenguaje formal mediante el uso de una combinación de los recursos técnicos de ATL y Lógica Deóntica en su versión estándar (*SLDE*): operadores deónticos y relación de accesibilidad serial.

-Presentamos el sistema NATL que formaliza las habilidades de los agentes en atención a un contexto o sistema normativo. En este sistema nos hemos extendido más debido a las mayores capacidades expresivas, recursos técnicos y aplicaciones que posee. En este caso modificamos el formalismo de ATL para incluir la modalidad de coalición en donde se presenta el sistema normativo que regula a una coalición. Asimismo, se modifican los operadores deónticos para efectos de expresar en el lenguaje objeto las obligaciones o habilidades relativizadas a los sistemas normativos.

El marco en que las habilidades se estudian es uno de tipo temporal por lo cual, añadiendo el componente obligacional, las fórmulas de la lógica son tanto deónticas como temporales. Tales fórmulas se consideran satisfechas, en términos semánticos, cuando los agentes poseen estrategias ganadoras que se conforman con un sistema normativo previamente señalado¹²² en un modelo, el cual considera momentos en el tiempo y la respectiva evolución de estos conforme a las acciones (movimientos o jugadas) de agentes.

-Señalamos elementos teóricos del concepto de sistema normativo y la propuesta conjuntista de los fundadores de NATL, la cual consideramos adecuada para señalar las relaciones posibles entre los contextos normativos. Estudios futuros podrían elaborarse, por ejemplo considerando habilidades de coaliciones que atienden a distintos sistemas normativos, los cuales contienen prescripciones contradictorias entre sí (quizá investigar una versión paraconsistente).

-Referimos a la aplicación de NATL con respecto a las leyes sociales y la figura del contrato social. Esta aplicación muestra que NATL es útil en el diseño y representación de mecanismos e ingeniería de interacciones sociales reguladas por normas o sujetas a convenciones sociales, en donde también se toman en cuenta objetivos de las coaliciones mismas o del diseñador de un sistema. Creemos que la aplicación expuesta es un buen incentivo e inspiración para desarrollar nuevas y mejores aplicaciones en los rubros mencionados.

-Desplegamos el sistema ATL-B, un sistema reductivo, atendiendo a la formalización de conceptos normativos temporalizados, siendo el concepto principal a formalizar el de obligaciones con límites temporales (*OLT*). A partir de éste concepto se definen otros tales como las obligaciones de lograr y las obligaciones de mantener. Los conceptos mencionados son motivados y analizados de modo intuitivo, lo que aclara y justifica su sentido, y entretanto se presenta su formalización en el sistema lógico.

-Defendimos la utilidad de la formalización de las obligaciones expresables en ATL-B en el análisis del discurso deóntico. En este sentido y como ejemplificación de ATL-B, mostramos que él es fecundo al proveer una solución al clásico problema del escenario de Chisholm.

-El escenario de Chisholm es un conjunto de enunciados intuitivamente a-problemático que sin embargo, al ser formalizado en SLDE, produce resultados paradójicos indeseables. Estos

¹²² La *η -obediencia* y las dos relaciones de satisfacción resultan conformar los elementos técnicos más necesarios de estas nociones.

problemas son dos. El primero consiste en que se pierde consistencia entre algunas proposiciones derivadas del escenario de Chisholm y las proposiciones originarias de éste, i.e se deducen contradicciones. El segundo problema consiste en la pérdida de independencia entre las proposiciones del escenario –i.e. se derivan proposiciones, unas de otras, que intuitivamente no tienen que hacerlo. Mostramos que ATL-B es útil ante estos problemas en la medida en que se formaliza una interpretación temporal del escenario de Chisholm en la que no se presentan resultados paradójicos, i.e. la consistencia e independencia entre los componentes del escenario es preservada.

-Reconocimos que la solución al escenario de Chisholm aportada por ATL-B no es general sino relativa, debido a que depende de cierta interpretación de las obligaciones originalmente referidas en el escenario. También tiene límites, por ejemplo, con respecto de interpretaciones no temporales del escenario. A pesar de ello, la solución funciona en el marco temporalizado que atiende al análisis conceptual de las *OLT* (obligaciones de lograr y alcanzar).

Finalmente en el *capítulo 3*, y para comprender posibles aplicaciones, características y relaciones de los sistemas anteriores (*capítulo 2*), hemos llevado a cabo lo siguiente:

-Esbozamos potenciales aplicaciones futuras de NATL en el marco de modelos que representan la producción científica llevada a cabo por coaliciones científicas. La propuesta, como se indica, sólo otorga los primeros pasos en una investigación futura, cuyos resultados y utilidad sólo podrá determinarse en caso de que se le lleve a cabo.

-Indicamos resultados metateóricos y de complejidad computacional de ATL. En torno a los primeros, reconocimos que a pesar de tener buenos resultados por existir pruebas de completitud, corrección y decidibilidad a partir de un sistema axiomático, éstos no se han presentado con respecto a los sistemas DATL, NATL Y ATL-B. Tratándose de la complejidad computacional, referimos que el problema de verificación de modelos, en la implementación práctica de sistemas, es en general ineficiente porque sus problemas se resuelven en tiempo exponencial –pertenecen a la clase EXPTIME-complete. En el caso de SAT esa misma complejidad se preserva. Pensamos –aunque de modo intuitivo- que esa complejidad es mayor o igual en los formalismos extendidos al ámbito deóntico del anterior capítulo. Ambos rubros son reconocidos como desventajas de tipo lógico y práctico.

-En el entendido de poner en relación a los formalismos deóntico-temporales expuestos, mencionamos ciertos sistemas lógicos. Se mencionaron cómo ciertas intuiciones son compartidas y formalizadas de diversa manera. En este rubro analizamos la lógica deóntica temporal con estados/eventos, mencionando formalizaciones distintas de *OLT*, y señalamos otra vía formal de solución al escenario general de Chisholm, el sistema *TSDL*. Finalmente relacionamos las lógicas STIT con el elemento temporal de las lógicas del capítulo 2. Esta relación es importante debido a que ATL puede concebirse como un fragmento de STIT.

-En razón de los vínculos conceptuales y estructurales que posee la semántica de ATL con la Teoría de Juegos, deseamos mencionar investigación actual en este rubro. Mencionamos también trabajos que ligan a la teoría de juegos con las nociones deónticas (con especial énfasis en obligaciones) y encontramos que varios de los proponentes de los sistemas deónticos en ATL trabajan actualmente en este rubro –lo cual no resulta sorprendente.

II. Presentación de Análisis y Conclusiones.

A continuación realizamos algunos breves comentarios sobre los sistemas expuestos en el grueso de este trabajo (capítulo 2).

En primera instancia, los sistemas lógicos otorgan herramientas que nos permiten expresar los interesantes vínculos que posee el discurso temporalizado en torno a obligaciones de agentes que interactúan entre sí, individual o cooperativamente. DATL es un sistema relativamente sencillo y en tal sentido es una buena introducción al tema. DATL resulta útil para aquellos modelos en los cuales podemos localizar las interacciones de agentes y señalar a través de modelos representativos las relaciones entre agentes atendiendo a lo que pueden hacer y lo que deben de hacer.

Más aún, con DATL podemos señalar requerimientos de los agentes en todo el sistema (por ejemplo, en el caso de los trenes el que no choquen) o bien atendiendo a requerimientos que surgen desde, i.e. a partir de, un cierto momento (o mundo) (por ejemplo el caso de Sherlock Bond cuya obligación fundamental –proteger al ministro- se sustituye por otra –vengarse o matar al asesino del ministro- cuando se ha llegado a un momento en el que la primera obligación fundamental ya es imposible de realizar (recuérdense los ejemplos). A nuestro parecer, estos ejemplos ilustran con gran claridad el modo en que pueden evolucionar en comunes contextos

normativos las obligaciones de agentes. Al momento –y quizá desgraciadamente- no poseemos conocimientos de lógicas con recursos formales menos costosos que DATL que formalicen las nociones temporales, deónticas y agenciales, independientemente de los formalismos NATL y ATL-B¹²³.

En segunda instancia, NATL es un formalismo potente en términos de expresividad, lo cual lo hace ser también más costoso, técnica y computacionalmente. Sin embargo, la característica distintiva de los formalismos, i.e. que acotan a las obligaciones o habilidades de agentes a contextos o sistemas normativos que las generan, es una característica fundamental de gran parte de los discursos normativos, sean estos más teóricos –como en las teorías éticas- o más concretos –como en las prácticas jurídicas. La aplicación presentada acerca de las leyes sociales y del contrato social pretende ejemplificar cómo un caso específico dentro de tal discurso es formalizable con los recursos de NATL. A su vez, pensamos que puede resultar de gran utilidad para diseñar mejores maneras de regular sociedades de todo tipo, humanas y no humanas. El esbozo de aplicación en el contexto científico mencionado en el último capítulo puede dar claridad a ciertos modos de comprender la misma.

En tercera y última instancia el sistema ATL-B es un sistema cuyas motivaciones y preocupaciones son más delimitadas con respecto a nociones deónticas que tienen componentes temporales. Tales motivaciones y preocupaciones difieren de aquellas halladas en los anteriores dos sistemas. Éstos modelan un complejo sistema y lo estudian desde una perspectiva genérica sin atender a caracterizaciones de las mismas obligaciones, no se preocupan por definir las conceptualmente. En cambio, en ATL-B la preocupación conceptual es el pilar sobre el que se basa el formalismo y su perspectiva trata de denotar tipos de obligaciones. Por ejemplo, al presentar la interpretación de que las obligaciones se refieren al futuro y tienen “caducidad” temporal, i.e. límites temporales, los objetivos ulteriores son los de distinguir obligaciones de lograr de obligaciones de mantener.

Sin embargo, ¿para qué sirve este tipo de lógica? Sirve para iluminar y aclarar problemas de interés en los temas estudiados. Atendiendo a la comunidad deóntica, hemos referido una solución al problema de las obligaciones contrarias al deber cuyo análisis, en el escenario de Chisholm, provoca paradojas. Esto es un ejemplo que habla a favor de la utilidad de ATL-B.

¹²³ NATL es más expresivo y en tal sentido más costoso, ATL-B es un sistema reductivo cuyo uso de recursos es semejante a DATL. Sin embargo, al carecer de resultados concretos, procedemos con el cuidado debido.

Debemos de explicitar que la solución aludida consiste más bien en evitar el surgimiento de los problemas, atendiendo a las interacciones temporales de los enunciados que conforman las obligaciones y las circunstancias del escenario; solución lograda con los recursos estructurales de ATL-B.

Ahora bien, el último capítulo es importante en tanto que señala varios tópicos que fomentan la futura investigación y otros que la delimitan y la colocan en su justa dimensión. Como aspectos que fomentan la investigación hemos sugerido la aplicación de NATL en el ámbito de la producción científica y los estudios que relacionan la teoría de juegos con las nociones temporales y deónticas. Como aspectos negativos hallamos la carencia general de sistemas axiomáticos y pruebas de algunas propiedades metalógicas de los sistemas DATL, NATL y ATL-B. Sin embargo, quizá esto también pueda leerse positivamente y formar parte de los aspectos que fomentan la investigación en este rubro.

También se ha de notar, mediante un rápido análisis de la bibliografía, que los estudios actuales de los sistemas expuestos son muy pocos. Diagnosticamos que la razón de ello se halla en que los investigadores de estos sistemas, en su totalidad investigadores teóricos de la computación y lógicos, al concebir el problema de complejidad para las aplicaciones prácticas de los sistemas (para el computólogo) y la falta de resultados certeros (probados) de aspectos metateóricos y el no hallar una satisfactoria axiomatización de los sistemas (por parte del lógico), han motivado la investigación en rubros algo distintos, relacionados. Sin embargo, el hecho de que ciertos investigadores estudien ciertas aplicaciones y temas que relacionan la lógica deóntica y temporal con otras teorías, como la de juegos, indican que los temas materia de esta investigación son importantes y fértiles (consulte Capítulo 3)¹²⁴.

Ahora bien, en el capítulo 3 presentamos formalismos cuyos intereses son los mismos presentes en esta investigación: nociones deónticas (obligaciones) y el tiempo y su interacción. La pluralidad de sistemas es benéfica, en la medida en que distintas perspectivas llevan a análisis más sofisticados y a nuevos caminos. Los sistemas no son mejores o peores que los hallados en el capítulo 2. Simplemente son sistemas que utilizan recursos formales diferentes que, en general, aclaran más o menos aspectos de interés de afirmaciones del discurso deóntico-temporal. El

¹²⁴ Al reconocer que la mayoría del trabajo al que nos hemos enfocado es realizado por computólogos, su perspectiva no difiere demasiado de los intereses de los lógicos y filósofos de la ciencia. Claramente, este trabajo trata de reconocer la necesidad de la colaboración de ambos grupos que, afortunadamente, ya encuentra algunos adeptos.

investigador (cual operario) de la lógica es entonces el que debe asegurarse si las herramientas aportadas por un cierto formalismo aclaran y hacen mucho más comprensible su campo de investigación, tareas clásicas asignadas a la lógica desde que ha existido y que el filósofo y el lógico no pueden y no deben (para no variar) despreciar.

Conclusiones específicas.

Realizados los comentarios anteriores, procedemos con el señalamiento de 3 breves conclusiones de la presente investigación. De una u otra manera ya han sido mencionadas y sin embargo vale la pena aislarlas y presentarlas a continuación:

C1.- Los sistemas lógicos DATL, NATL y ATL-B son formalismos de tradición modal útiles para la representación de aspectos temporales de obligaciones en las que los agentes y sus acciones son representados. En ellos se pueden expresar requerimientos de sistemas como obligaciones a cumplir, obligaciones de agentes contextualizadas o referidas a un sistema normativo, o bien a las Obligaciones con límites temporales (*OLT*). Los ejemplos expuestos señalan su implementación.

C2.- Cada uno de los sistemas lógicos DATL, NATL y ATL-B formalizan conceptos deónticos de modos distintos partiendo de la misma base lógica. Todos los sistemas parten de un sistema temporal *ATL-simpliciter*, que en principio no contiene componentes deónticos, ni sintáctica ni semánticamente. Sin embargo, cada uno de los sistemas implementa los conceptos deónticos de maneras explícitamente diferentes. En tal sentido, tenemos lo siguiente:

C2-A) DATL se separa de *ATL-simpliciter* sintáctica y semánticamente. En la sintaxis, se añaden nuevos operadores modales y, en la semántica, una relación definida entre “mundos” o estados. A partir de ellos, se logran incorporar las nociones deónticas de “estado válido” y, más explícitamente, de “estado inválido”, los “mundos no debidos”.

C2-B) NATL es un sistema que también difiere de ATL y de DATL. En principio, NATL se asemeja más a la extensión de ATL denominada *ATL**, en la cual se presentan fórmulas de caminos o computaciones y ya no sólo de estados. Sin embargo, NATL tiene componentes sintácticos y semánticos que también lo distinguen de *ATL** en tanto que definen el modo de integrar los conceptos deónticos en el sistema. La sintaxis de NATL cuenta ahora con una modalidad normada de coalición que incluye la noción de “sistema normativo”, el cual

hace referencia al conjunto de normas que prohíbe ciertas acciones en ciertos estados. Éste componente deóntico requiere de la adición semántica de la obediencia por parte de agentes al sistema normativo que los regula. Tal adición se define a través de estrategias de los agentes.

C2-C) Finalmente, ATL-B es un sistema enfocado en representar obligaciones con límites temporales, OLT, de las cuales las más básicas son obligaciones de lograr. En tal sentido, su formalismo se distingue de DATL y NATL en que se añade en la sintaxis un operador deóntico cuya expresividad señala lo que debe realizarse antes (o al mismo tiempo que) un límite temporal específico, el cual indica la condición negativa o sanción que se dará cuando no se realiza lo debido. Esta específica noción no es estudiada en los anteriores sistemas lógicos. En la semántica de ATL-B se definen estas nociones con recursos de una ATL no estándar, cuyas nociones captan lo elegible y realizable en momentos sucesivos cuyo límite verifica una constante de sanción. La noción de obligación es conceptualizada con una noción de estrategia que indica el paso de un estado a otro futuro elegido y en donde éste es debido por ser previo (o igual temporalmente) a aquél en que se verifica el tiempo en que se dará la sanción.

C3.- Los formalismos expuestos en el capítulo 2 reconocen la importancia de la interacción entre agentes, de modo individual o grupal, utilizando coaliciones, sobre todo atendiendo a su aparición en contextos deónticos. Consecuentemente, también acepta la complejidad que conlleva su adopción y muestra de ello son los recursos técnicos implementados para llevarla a cabo.

C4.- Los formalismos DATL, NATL y ATL-B contienen una expresividad amplia. Por esta razón, los costos son altos. Las aplicaciones derivadas tienen un límite de eficiencia. Esto es una desventaja que, sin embargo, no tiene por qué ir en contra de la utilidad teórica de los formalismos señalada en C1.

Finalmente, destacamos que la investigación puede ser extendida. A lo largo del trabajo hemos señalado y sugerido aplicaciones de los formalismos –*v.gr.* y destacadamente, en el diseño de mecanismos sociales en NATL. En este sentido, hemos hallado no sólo la referencia a ejemplos semejantes a los presentados, sino la alusión a desarrollos como los esbozados en referencia al trabajo científico. Asimismo, los vínculos de los temas centrales de la investigación con otros

campos teóricos, como la teoría de juegos y la epistemología –tema que decidimos no tocar debidamente, sugieren amplias maneras de implementar e investigar nuevos horizontes formales en la empresa de clarificación que el lógico, el científico y el filósofo se han dignamente asignado.

Referencias.

(Agotnes et al., 2007)

Agotnes, T.; van der Hoek, W.; Rodríguez Aguilar, J.A.; Sierra, C. y Wooldridge, W., On the Logic of Normative Systems, en *Proceedings of the Twentieth International Joint Conference on Artificial Intelligence, IJCAI, 2007*.

Agotnes, T., van der Hoek, W. y Wooldridge, M., “Normative System Games”, en *AAMAS '07 Proceedings of the 6th international joint conference on Autonomous agents and multiagent systems*, ACM, New York, 2007 (versión con observaciones críticas).

(Ågotnes et al. 2009, 2010).

Ågotnes, Thomas y Wooldridge, Michael; Optimal Social Laws, en *Proc. of 9th Int. Conf. on Autonomous Agents and Multiagent Systems (AAMAS 2010)*, van der Hoek, Kaminka, Lespérance, Luck and Sen (eds.), May, 10–14, 2010, Toronto, Canada, pp. 667-674.

Ågotnes, T., Wooldridge, M., van der Hoek, W y Tennenholtz, M; Power in Normative Systems, en *Proc. of 8th Int. Conf. on Autonomous Agents and Multiagent Systems (AAMAS 2009)*, Decker, Sichman, Sierra and Castelfranchi (eds.), May, 10–15, 2009, Budapest, Hungary, pp. 145–152.

(Alur et al., 1997, 1998)

Alur, R. T. A. Henzinger y O. Kupferman, 1998, “Alternating-Time Temporal Logic” en *Lecture Notes in Computer Science*, 1536, 23-60 (vienen aquí ambas ediciones).

(Alur et al., 2002)

Alur, Rajeev, Thomas, Henzinger, A. y Kupferman, Orna. “Alternating-time temporal logic”, en *FOCS '97: Proceedings of the 38th Annual Symposium on Foundations of Computer Science (FOCS '97)*, IEEE Computer Society, 1997. pp. 100–109(Belnap et al., 2001)

(Amor et al, 2010)

Amor Montaña, J. A., Campero Arena, G. y Miranda Perea, E. F. *Teoría de Conjuntos: Curso Intermedio*, México, Facultad de Ciencias, UNAM. 2010.

(Anderson, 1958)

Anderson, A. R., “A reduction of deontic logic to alethic modal logic”, *Mind*, 67, 1958, pp. 100-103.

(Aqvist, 2005)

Aqvist, L., “Combinations of tense and deontic logic”, *Journal of Applied Logic*, 3:421-460, 2005

(Arkoudas et al., 2005)

Arkoudas, K., Bringsjord, S., y Bello, P., "Toward Ethical Robots via Mechanized Deontic Logic", en *AAAI (American Association for Artificial Intelligence) Fall Symposium on Machine Ethics*, 2005.

(Arora et al., 2009)

Arora, S., & Barak, B., *Computational Complexity: A Modern Approach*, 1a ed., New York, Cambridge University Press, 2009.

(Belnap et al., 1988, 1990)

Belnap, N., y Perloff, M., 1988, "Seeing to it that: a canonical form for agentives", en *Theoria*, 54, pp. 175-199.

Belnap, N., y Perloff, M., 1990, "Seeing to it that: A canonical form for a agentives", en Kyburg, H., Louis, R., Carlson, G.N. (eds.), *Knowledge Representation and Defeasible Reasoning*, Kluwer, Boston, 1990.

(Belnap et al., 2001)

Belnap, N., Perloff, M., & Xu, M. *Facing the future: Agents and choice in our indeterminist world*. Oxford: Oxford University Press. 2001.

(Berard et al., 2001)

Berard, Beatrice, Michel Bidoit, Alain Finkel, Francois Laroussinie, Antoine Petit, Laure Petrucci, Philippe Schnoebelen, and Pierre Mckenzie. *Systems and Software Verification: Model-Checking Techniques and Tools*, Berlin-Heidelberg: Springer Verlag, 2001.

(Binmore, 1994, 1998)

K. Binmore, *Game Theory and the Social Contract, vol. 1: Playing Fair*, MIT Press, Cambridge, MA, 1994.

K. Binmore, *Game Theory and the Social Contract, vol. 2: Just Playing*, MIT Press, Cambridge, MA, 1998.

(Boella et al., 2007)

Boella, G. y van der Torre, L., "A Game-Theoretic Approach to Normative Multi-Agent Systems", en *Dagstuhl Seminar Proceedings 07122, Normative Multi-agent Systems*, 2007, disponible en <http://drops.dagstuhl.de/opus/volltexte/2007/937>

(Boella et al., 2012)

Boella, G., Tossato, S.C., van der Torre, L. y Villata, S., Abstract Normative Systems: Semantics and Proof Theory, en *Proceedings of Thirteenth International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, AAAI, Rome, 2012.

(Broersen et al 2003!)

Broersen, J., Dastani, M, y van der Torre, L., “BDIO-CTL: obligations and the specification of agent behaviour”, en *International Joint Conference on Artificial Intelligence*, 2003.

(Broersen et al, 2004)

Broersen, J., F. Dignum, V. Dignum, and J.-J Meyer. “Designing a deontic logic of deadlines”; en A. Lomuscio and D. Nute, editors, *Proceedings 7th International Workshop on Deontic Logic in Computer Science (DEON’04)*, volume 3065 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 43–56. Berlin-Heidelberg: Springer, 2004.

(Broersen, 2006)

J.M. Broersen. “Strategic Deontic Temporal Logic as a Reduction to ATL, with an Application to Chisholm’s Scenario”, en L. Goble and J.-J.C. Meyer (Eds.): *Proceedings 7th International Workshop on Deontic Logic in Computer Science (DEON 2006)*, LNAI 4048, pp. 53–68, 2006. Springer 2006

(Broersen et al., 2006, A)

Broersen, J.M., Herzig, A. and Troquard, N., “From Coalition Logic to STIT”, en *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, 157(4), 2006, pp. 23–35.

(Broersen et al., 2006, B)

Broersen, J.M., Herzig, A. and Troquard, N., “Embedding Alternating-time Temporal Logic in strategic STIT logic of agency”, en *Journal of logic and computation*, 16, 2006, pp. 559–578.

(Broersen, 2009)

Broersen, J, “A Complete STIT Logic for Knowledge and Action, and Some of Its Applications”, en M. Baldoni, T. Cao Son, M.B. van Riemsdijk and M. Winikoff (eds.), *Declarative Agent Languages and Technologies VI*, 6th International Workshop, DALT 2008, Estoril, Portugal, May 12, 2008, Revised Selected and Invited Papers, Springer, Berlin, 2009, pp. 47–59.

(Broersen, 2010)

Broersen, J, “CTL.STIT: enhancing ATL to express important multi-agent system verification properties”, en *Proceedings 9th International Conference on Autonomous Agents and Multiagent Systems*. New York: ACM Press, 2010, pp. 683–690.

(Broersen, 2011)

Broersen, J., "Deontic epistemic stit logic distinguishing modes of mens rea", en *Journal of Applied Logic*, 9, Elsevier, 2011, pp. 137-152.

(Broersen et al., 2013)

Broersen, J.; Cranefield, S.; Elrakaiby, Y.; Gabbay, D.; Grossi, D.; Lorini, E.; Parent, X.; van der Torre, LWN; Tummolini, L.; Turrini, P.; y Schwarzentruher, F., "Normative Reasoning and Consequence", en *Normative Multi-Agent Systems*, Dagstuhl Follow-Ups Series, NMS, Vol. 4, Berlin, 2013, pp.33-70.

(Brunel et al., 2006)

Julien Brunel, Jean-Paul Bodeveix, and Mamoun Filali. "A State/Event Temporal Deontic Logic", en L. Goble and J.-J.C. Meyer (Eds.): *Proceedings 7th International Workshop on Deontic Logic in Computer Science (DEON 2006)*, LNAI 4048, pp. 85–100 2006. Springer 2006.

(Buchanan, 1993)

Buchanan, Allen. 1993, "The Morality of Inclusion," *Social Philosophy and Policy*, 10: 233–257.

(Chisholm, R. M. 1963)

Chisholm, Roderick, "Contrary-to-Duty Imperatives and Deontic Logic", en *Analysis*, N° 24, 1963 pp. 33-36

(Clarke et al., 1999)

E. M. Clarke, O. Grumberg, and D. A. Peled. *Model Checking*. MIT Press, 1999.

(Colyvan, 2009)

Colyvan, Mark, "Naturalizing Normativity", en Braddon-Mitchell y Robert Nola (eds.), *Conceptual Analysis and Philosophical Naturalism*, MIT Press, Cambridge, 2009, pp. 303-313.

(Dellunde, 2008)

Dellunde, P., "On the Multimodal Logic of Normative Systems", en *Coordination, Organizations, Institutions, and Norms in Agent Systems III*, Lecture Notes in Computer Science Volume 4870, 2008, pp 261-274.

(Demolombe et al, 2006)

Demolombe Robert, Bretier Philippe y Louis Vincent. "Norms with deadlines in Dynamic Deontic Logic", en G. Brewka et al. (Eds.) *ECAI IOS Press, 2006*

(Demolombe, 2010)

Demolombe, R., "Obligations with deadlines: a formalization in Dynamic Deontic Logic", Institut de Recherche en Informatique de Toulouse France, en <http://www.irit.fr/~Robert.Demolombe/publications/2010/logicsecu10.pdf>

(Dignum et al, 1998)

F. Dignum and R. Kuiper. Specifying deadlines with dense time using deontic and temporal logic. *International Journal of Electronic Commerce*, 3(2):67–86, 1998.

(Dignum et al., 2005)

Dignum, F., Broersen, J., Dignum, V. Y Meyer, J.J., "Meeting the Deadline: Why, When and How", en M.G. Hinchey et al (eds.), *Formal Approaches to Agent Based Systems, FABS 2004, LNAI*, 3328, pp. 30-40, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, 2005.

(Duhem, 1906)

Duhem, P. *La théorie physique son objet et sa structure*, 2nd ed., Paris: Chevalier et Rivière. 1914. (1a ed 1906), English Translation Phillip Wiener, *The Aim and Structure of Physical Theory*, Princeton: Princeton University Press, 1954.

(Fagin, 1997)

Ronald Fagin. "Easier ways to win logical games", en *Proceedings of the DIMACS Workshop on Finite Models and Descriptive Complexity*, American Mathematical Society, pp. 1–32. (American Mathematical Society), 1997.

(Gabbay, 2012)

Gabbay, D., Temporal Deontic Logic for the Generalised Chisholm Set of Contrary to Duty Obligations, en Agotnes, T., Broersen, J., y Elgesem, D (eds.): *DEON 2012, LNAI 7398*, Springer-Verlag, Berlin-Heidelberg, pp. 91-107, 2012

(Gauthier, 1986, 1990)

Gauthier, David. 1986, *Morals By Agreement*, Oxford: Oxford University Press.

—. 1990, *Moral Dealing: Contract, Ethics, and Reason*, Ithaca: Cornell University Press.

(Goble, 2000)

L. Goble, "Deontic logic with relevance" en P. McNamara, H. Prakken (Eds.), *Norms, Logics and Information Systems: New Studies on Deontic Logic and Computer Science*, IOS Press, Amsterdam 2000, pp. 331-345.

(Goldman, 1986)

A. I. Goldman (1986). *Epistemology and Cognition*. Cambridge-Massachusetts, Harvard University Press

(Goranko-Jamronga, 2004)

Goranko, Valentin y Wojcieh, Jamroga, "Comparing Semantics of Logics for Multi-Agent Systems", en *Synthese*, Kluwer Academic Publishers, 139, pp. 241-280, 2004 (conjuntamente impreso en: *Knowledge, Rationality and Action*, Kluwer Academic Publishers, 2004, pp. 77-116).

(Goranko-van Drimmelen, 2006)

Goranko, V. y van Drimmelen, G., "Complete axiomatization and decidability of Alternating-time temporal logic", en *Theoretical Computer Science*, 353, Elsevier, 2006, 93-117.

(Goranko et al., 2015)

Goranko, Valentin and Galton, Antony, "Temporal Logic", en *The Stanford Encyclopedia of Philosophy* (Winter 2015 Edition), Edward N. Zalta (ed.), URL = <<http://plato.stanford.edu/archives/win2015/entries/logic-temporal/>>

(Herzig et al., 2006)

Herzig, A. y Troquard, N., "Knowing How to Play: Uniform Choices in Logics of Agency", en Weiss, G. y Stone, P., (eds.), 5th International Joint Conference on Autonomous Agents & Multi-Agent Systems 2006, Hokade, ACM Press, 2006, pp. 208-216.

(Horty, 2001)

Horty, J. F., *Agency and Deontic Logic*, Oxford: Oxford University Press. 2001.

(Jamroga et al., 2004°)

Jamroga, W., van der Hoek, W., y Wooldridge, M., "On Obligations and Abilities", en Lomuscio, A. y Nute, D. (eds.), *Deontic Logic in Computer Science DEON 04*, Volume 3065 de la Serie Lecture Notes in Computer Science, LNAI, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, 2004, pp. 165-181.

(Kalinowski, 1975)

Kalinowski, Georges, *Lógica del Discurso Normativo*, trad. Juan Ramón Capella, Madrid, Tecnos, 1975, Col. Estructura y Función. El Porvenir Actual de la Ciencia.

(Kneale, 1971)

Kneale, William y Kneale, Martha, *The development of Logic*, Oxford, Clarendon Press y Oxford University Press, 1971.

(Knorr et al., 2013)

Knorr, M., Gobaldon, A., Goncalves, R., Leite, J. y Slota M., "Time Is Up! –Norms with Deadlines in Action Languages", en Leite J. et al (eds.), *Computational Logic in Multi-Agent Systems, LNAI 8143, 14th International Workshop, CLIMA XIV*, Coruna, 2013.

(Knuuttila, 1981)

Knuuttila, Simo, "Deontic Logic in the Fourteenth Century", en Hilpinen, Risto (ed.), *New Studies in Deontic Logic. Norms, Actions and the Foundations of Ethics*, Reidel, Dordrecht, Synthese Lybrary, vol. 152, pp. 231 y ss.

(Kooi-Tamminga, 2006)

Kooi, B. y Tamminga, A., "Conflicting Obligations in Multi-agent Deontic Logic", en Goble, L., y Meyer, J.J., (eds.) *DEON 2006*, LNAI 4048, Springer-Verlag, Berlin y Heidelberg, 2006, pp. 175-186.

(Kooi et al., 2008)

Kooi, B. y Tamminga, A., "Moral Conflicts between Groups of Agents", en *Journal of Philosophical Logic*, Vol. 37, Issue1, February 2008, pp 1-21.

(Kuhn, 1982)

Kuhn, T. *La estructura de las revoluciones científicas*, México, FCE, 1982.

(Kuipers, 2000)

Kuipers, T., *From Instrumentalism to Constructive Realism*. Dordrecht: D. Reidel, 2000.

(Lakatos, 1975)

Lakatos, Musgrave (comp.) *La ciencia y el desarrollo del conocimiento*. Barcelona, Grijalbo, 1975.

(Laroussine et al., 2008)

Laroussine, F., Markey, N. y Oreiby, G., "On the Expressiveness and Complexity of ATL", en *Logical Methods in Computer Science*, Vol. 4 (2:7) 2008, pp. 1–25 (en www.lmcs-online.org).

(Laudan, 1986, 1990)

Laudan, L., *El progreso y sus problemas*. Hacia una teoría del crecimiento científico. Madrid, Encuentro, 1986.

Laudan, L., "Normative Naturalism", en *Philosophy of Science*, 57, 1990, pp. 44-59.

(Lewis, 1918)

Lewis, C.I., *A Survey of Symbolic Logic*, Berkeley: University of California Press, 1918.

(Leyton-Brown – Shoham, 2008)

Leyton-Brown, Kevin; Shoham, Yoav , *Essentials of Game Theory: A Concise, Multidisciplinary Introduction*, San Rafael, CA: Morgan & Claypool Publishers, 2008.

(Lindström, 1999)

Lindström, S. y Rabinowicz, W., Unlimited doxastic logic for introspective agents, en *Erkenntnis*, 50, 1999, pp. 353-385.

(Lorini, 2013)

Lorini, E., “Temporal STIT logic and its application to normative reasoning”, en *Journal of Applied Non-Classical Logics*, 23, vol. 4, 2013, pp. 372–399.

(Lutz et al., 2006)

Lutz, Carstens, Dirk Walther, Frank Wolter y Michael Wooldridge, “ATL Satisfiability is Indeed EXPTIME-complete”, en *Oxford Journal*, Vol. 16 No. 6, Oxford University Press, 2006 doi:10.1093/logcom/exl009

(Makinson-van der Torre, 2001)

Makinson D. y Leendert van der Torre, “Input/output logics”, *ESSLLI’01*, Helsinki, 2001 (contiene tres artículos en relación a estas lógicas).

(McNamara, 2014)

McNamara, Paul, "Deontic Logic", en *The Stanford Encyclopedia of Philosophy* (W. 2014 Edition), Edward N. Zalta (ed.), URL = <<http://plato.stanford.edu/archives/win2014/entries/logic-deontic/>>.

(Menzel, 2016)

Menzel, Christopher, "Possible Worlds", en *The Stanford Encyclopedia of Philosophy* (Spring 2016 Edition), Edward N. Zalta (ed.), forthcoming URL = <<http://plato.stanford.edu/archives/spr2016/entries/possible-worlds/>>.

(Meyer, 1988)

Meyer, J.J., “A Different Approach to Deontic Logic: Deontic Logic Viewed as a Variant of Dynamic Logic“, en *Notre Dame Journal of Formal Logic*, Volume 29, Number 1, Winter 1988.

(Moses et al., 1995)

Y. Moses and M. Tennenholtz. “Artificial social systems”, en *Computers and AI*, 14(6):533–562, 1995.

(Monsalve et al, 2005)

Monsalve S. y Arévalo, J. *Un curso de teoría de juegos clásica*. Universidad Externado de Colombia, Publicaciones Universitarias, 2005.

(Osborne, 2004)

Martin J. Osborne. *An Introduction to Game Theory*. Oxford University Press, New York, Oxford, 2004.

(Pauly, 2001)

M. Pauly. *Logic for Social Software*. PhD thesis, University of Amsterdam, 2001.

(Pauly, 2002)

Pauly, M, "A Modal Logic for Coalitional Powers in Games"; en *Journal of Logic and Computation*, (1), 2002, pp. 149-166.

(Pnueli, 1977)

Pnueli, A., "The temporal logic of programs", en *Proceedings of the 18th IEEE Symposium on Foundations of Computer Science*, 1977, pp. 46–67.

(Popper, 1980)

Popper, K. "La lógica de la Investigación Científica" (trad. Víctor Sánchez de Zavala), (1ª ed: 1962), Madrid, Tecnos, 1980.

(Prakken y Sergot, 1996)

Prakken, H., Sergot, M. "Dyadic deontic logic and contrary to duty obligations", en: Nute, D. (ed.) *Defeasible Deontic Logic*. Synthese Library, pp. 223–262. Kluwer

(Prakken y Sergot, 1997)

Prakken, H., Sergot, M.J., "Contrary-to-duty obligations", en *Studia Logica* 57(1), 1997, 91–115

(Quine, 1966)

Quine, W.V.O, *The Ways of Paradox, and Other Essays*. Random House: New York. 1966

(Quine, 1990)

Quine, W.V.O, "Norms and Aims" en *The Pursuit of Truth*. Cambridge: Harvard University Press, 1990. pp. 19 -23.

(Quine y Ullian: 1970)

Quine, W.V.O. y Ullian, Joseph, *The Web of Belief*, New York: Random House. 1970.

(Raimondi et al., 2005)

Raimondi F. y Lomuscio A., "Towards Symbolic Model Checking for Multi-agent Systems via OBDD's", en M.G. Hinchey et al. (Eds.): *FAABS 2004, LNAI 3228*, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg 2005, pp. 213–221.

(Rawls, 1999, 2001)

Rawls, J., A Theory of Justice, Cambridge, MA: Harvard University Press. Revised edition, 1999. The page citations refer first to the 1971 edition first, and the revised edition thereafter, as in (TJ 17/16)

Rawls, J. Justice as Fairness: A Restatement, E. Kelly (ed.), Cambridge, MA: Harvard University Press, 2001.

(Segerberg, 2009)

Segerberg, Krister. "Blueprint for a dynamic deontic logic", en *Journal of Applied Logic* 7, 2009, pp. 388–402

(Segerberg, 2016)

Segerberg, Krister, Meyer, John-Jules and Kracht, Marcus, "The Logic of Action", en *The Stanford Encyclopedia of Philosophy* (Fall 2016 Edition), Edward N. Zalta (ed.), forthcoming URL = <<http://plato.stanford.edu/archives/fall2016/entries/logic-action/>>.

(Shoham et al., 1992)

Y. Shoham and M. Tennenholtz. "On the synthesis of useful social laws for artificial agent societies", en *Proc. AAAI-92*, 1992.

(Silberschatz, 2005)

Abraham Silberschatz, Greg Gagne y Peter Baer Galvin, *Operating System Concepts*, 7^o Edición, John Wiley & Sons, 2005.

(Skyrms, 1996, 2004)

B. Skyrms, *Evolution of the Social Contract*, Cambridge University Press, Cambridge, Eng., 1996.

B. Skyrms, Stag Hunt and the *Evolution of the Social Structure*, Cambridge University Press, Cambridge, Eng., 2004.

(Tamminga, 2013)

Tamminga, A., Deontic Logic for Strategic Games, *Erkenntnis*, 78 (1), 2013, pp. 183-200.

(Tennenholtz et al., 2000)

D. Fitoussi and M. Tennenholtz. "Choosing social laws for multi-agent systems: Minimality and simplicity", en *Artificial Intelligence*, 119(1-2):61–101, 2000.

(van Benthem et al., 2010*)

van Benthem, y Liu, F., "Deontic Logic and Changing Preferences" en *Handbook on deontic logic and normative systems*, 1–39. 2010.

(van Benthem et al., 2010°)

van Benthem, J., Grossi, D. y Liu, F., "Deontics = Beterness + Priority", en *Deontic Logic in Computer Science: DEON'10, Lecture Notes in Computer Science*, Volume 6181, pp 50-65.

(van der Hoek et al., 2003%)

W. van der Hoek & M. Wooldridge, 2003, 'Cooperation, Knowledge, and Time: Alternating-time temporal epistemic logic and its applications', *Studia Logica* 75, 125--157.

(van der Hoek et al., 2006)

van der Hoek, Wiebe, Alessio Lomuscio y Michael Wooldridge, "On the Complexity of Practical ATL Model Checking", en *Proceedings of the Fifth International Joint Conference on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS-06 ACM, Hokkaido, 2006*.

(van der Hoek et al., 2007-)

van der Hoek, W. y Pauly, M., "Modal Logic for Games and Information", en P. Blackburn, J. van Benthem & F. Wolter, (eds.) *Handbook of Modal Logics*, Vol.3, Amsterdam, Elsevier, 2007.

(van der Hoek et al., 2007|)

van der Hoek, W.; Wooldridge, M. y Roberts, M., "Social Laws in alternating time: effectiveness, feasibility and Synthesis", en *Synthese* , 156, 2007, pp. 1–19 DOI 10.1007/s11229-006-9072-6.

(van der Torre, 2004)

van der Torre, L., Hulstijn, J., Dastani, M. y Broersen, J., "Specifying Multiagent Organizations, en Deontic Logic in Computer Science", en *DEON'04 Lecture Notes in Computer Science*, Volume 3065, pp 243-257.

(van Fraassen, 1980)

van Fraassen, B., 1980, *The Scientific Image*, Oxford: Oxford University Press.

(Venema, Y., 2001)

Venema, Y. "Temporal Logic", en Lou Goble, ed., *Blackwell Guide to Philosophical Logic*, Oxford: Blackwell Publishers, 2001.

(Wieringa et al, 2003)

R.J. Wieringa, *Design Methods for Reactive Systems*, Yourdon, StateMate, and the UML, The Morgan Kaufmann Series in Software Engineering and Programming, 2003.

(Wooldridge et al, 2005+)

Wooldridge, M., y van der Hoek, Wiebe, "On obligations and normative ability: Towards a logical analysis of the social contract", en *Journal of Applied Logic*, Volume 3, Issues 3–4, September 2005, pp. 396–420

(Wright, 1951)

Wright, Georg Henrik von, "Deontic Logic", en *Mind*, vol. 60, núm. 237, 1951, pp. 1-15 (en <http://links.jstor.org/sici?sici=0026-4423%28195101%292%3A60%3A237%3C1%3ADL%3E2.0.CO%3B2-C>)