Academia Română
Institutul de Filosofie şi Psihologie „Constantin Rădulescu-Motru”

Societatea Germano-Română de Filosofie

KARLSRUHE – MÜNSTER – BUCUREŞTI – BRAŞOV – IAŞI

CERCETĂRI FILOSOFICO-PSIHOLOGICE

PHILOSOPHISCH-PSYCHOLOGISCHE UNTERSUCHUNGEN

PENTAS SUPER OMNIA

Anul III **Nr. 1**

ianuarie–iunie 2011

EXTRAS / AUSZUG

ARGUMENTARE ŞI LOGICĂ MODALĂ

GABRIEL ILIESCU

Argumentation and modal logic. The present study starts from a hypothesis according to which there is possible to connect two distinct fields as those of argumentation theory and modal logic, a fact that would contradict both the idea that there is no link between logic and argumentation, and the idea that the latter is reducible to the former. This implies a sharp distinction between reducibility and connection. According to my initial hypothesis, the deductive meta-schemes and the modal theorems provided by the argumentation theory are more general than some already established theorems of the aforementioned logic. There are two final consequences I inferred: first, the argumentation theory provides modal logic with theorems; and second, these theorems could be interpreted in terms of argumentative situations.

Key words: consequence, inference, argument, proto-scheme meta-scheme, modal theorem.

1. Context general

În cele ce urmează, voi formula o întrebare privind raportul dintre teoria argumentării şi logica modală propoziţională. Întâi originez acestă întrebare în ceeace am numit componente ale teoriei argumentării şi ale logicii modale. Apoi detaliez aspectele logice specifice acestei întrebări, după care răspund la acea întrebare.

Dar întâi caut să încadrez această întrebare în contextul mai general al raportului dinte Teoria Argumentării şi Logică.

Nici chiar cel mai mare maestru în mânuirea bisturiului nu ar putea efectua cea mai banală operaţie – să zicem de apendicită – unui pacient care joacă golf în curtea spitalului. Chiar şi un asemenea maestru chirurg ar avea nevoie ca pacientul să primească o pregătire pentru operaţie, între altele o anesteziere. Exprimările limbii naturale cotidiene la nivel propoziţional sunt atât de diferite de cele câteva tipuri de propoziţii standard cu care operează cele două limbajede bază ale logicii[1]. La rândul lor, argumentele folosite în mod natural diferă atât de mult de raţionamentele pe care le întâlnim în logică. Încât pentru a putea aplica metodele sale, logica "anesteziază" exprimarea naturală. Odată aplicată decizia nimic nu împiedică "reanimarea" simbolismului prin reinterpretarea lui în aceeaşi limbă naturală şi prin destandardizarea-detipizarea acesteia.

[1] Logica propoziţională şi logica predicatelor de ordinul 1.

Cercetări filosofico-psihologice, anul III, nr. 1, p. 65-82, Bucureşti, 2011

Aproximativ trei ar fi punctele de referinţă la care pot raporta demersul prezent: lucrarea lui Chaïm Perelman şi Lucie Olbrechts-Tyteca, *Traite de l'Argumentation*, filosofi analitici precum Gylbert Ryle şi P.F. Strawson, şi logica informală prin Stephen Edelston Toulmin *The uses of argument* şi Alec Fisher, *The Logic of Real Arguments*[2]. Deşi am enumerat patru mă refer doar la trei dintre ele.

Traite de l' Argumentation este lucrarea în care autorii arată că practica raţionamentului este slab relevantă pentru domenii precum ştiinţele umane, practica juridică şi pentru viaţa de fiecare zi, dar este foarte prezentă în matematică[3]. Acest punct de vedere este similar cu cel exprimat de Perelman în *Argumentation* din *Enciclopedia Universalis*. Abandonată de dragul orientărilor raţionaliste şi pozitiviste, de la Renaştere încoace[4] şi de către Logica direcţionată de Kant spre raţionament şi formalism, argumentarea rămâne în arealul de competenţă al psihologiei. Ori noi argumentăm şi convingem de diferite concluzii, inclusiv în domeniul culturii şi luăm decizii. Cultura asigură întreaga viaţă spirituală, şi statornicia unei comunităţi. Acum, dacă totul este de competenţa psihologiei, atunci toate aceste conţinuturi de gândire ar fi doar interese, pasiuni, emoţii. Totul s-ar reduce la o întreagă iraţionalitate. În plus aceste propoziţii nu sunt nici tautologii şi nici verificabile empiric. Iar argumentarea prin care se exprimă acestea, doar maschează în formă raţională nişte iraţionalisme. Prin urmare, toate acestea nu ar trebui luate în serios din moment ce dincolo de forma raţională conţinutul e iraţional. Pentru a nu fi aşa, logica trebuie să se întregească cu teoria argumentării[5].

Concluzionez că dacă aceasta este situaţia raportului dintre cele două domenii atunci logica şi argumentarea erau separate, cel puţin la acea dată (1958).

The uses of argument a lui Stephen E. Toulmin, apare prima dată în 1958, dar este reeditată. Prefaţa la ediţia updatată este datată de către autor în iulie 2002 şi localizată în Los Angeles. În capitolul al – III – lea, Toulmin abordează patternul unui argument[6]. Astfel, introduce pe larg componentele argmentului analitic şi apoi ale celui substanţial pe care le menţionez într-o singură listă: date factuale, justificare, garanţii suplimentare care întemeiază justificarea însăşi, apoi calificatori modali şi excepţii[7].

Folosind această unică schemă care nu seamănă cu nici una dintre schemele de raţionare cunoscute, şi nu e vorba neapărat de cele deductive, Toulmin pare a tinde să separe logica de teoria argumentării. De altfel el este menţionat în lista logicienilor informali de către Alec Fisher.

Încă de la primul paragraf al prefeţei la prima ediţie a lucrării *The Logic of real Arguments*, Alec Fisher deplânge inaplicabilitatea metodelor logicii precum:

[2] Stoianovici, Drăgan, *Argumentarea şi gândirea critică*, Editura Universităţii Bucureşti, 2005, p. 17.
[3] Idem, p. 17.
[4] Idem, p. 18.
[5] Idem, p. 17.
[6] Toulmin, Stephen, *The uses of argument*, Cambridge University Press, 2003, pp 89-93.
[7] *Ibidem*, p. 93.

diagrame Venn, tabele de adevăr, tablouri semantice, la argumentele cu care studenții săi se confruntau la alte cursuri. Dar el mărturiseşte şi speranța în existenta unei metode de evaluare pe care o voia non formală deşi sprijinită pe logică clasică. El accentuează că nici nu este singurul profesor de logică şi perioada de timp la care se referă nu este foarte scurtă – sunt ultimii douăzeci de ani – în mintea căruia care s-a decantat ideea a ceea ce s-a numit până la urmă o mişcarea pentru logică informală şi gândire critică. Printre cei situați pe aceeaşi poziție şi menționați de către el sunt: Monroe Beardsley cu lucrarea *Practical logic*, Stephen Toulmin cu *The Uses of Argument* şi Michael Scriven, cu *Reasoning*. Abia în capitolul doi autorul expune propriuzis metoda generală de analizare a argumentelor însoțind-o de prezentarea unori indicatori ai prezenței concluziei şi ai raționării. De menționat în treacăt: el arată că expresii precum: *necesar, imposibil, nu se poate*, sunt aşazis modale şi că ele de fapt doar semnalizează raționarea[8]. Şi aici este cel puțin destul de lesne de concluzionat asupra separării logicii de argumentare.

Pe acest fundal de referință, in care logica este separată de argumentare urmează să formulez întrebarea anunțată, într-un sens un pic mai precis şi mai tehnic.

2. Întrebare

Consider două expresii simbolice de logică modală propozițională şi două metascheme corespunzătoare lor:

$$L((t \supset q) \,\&\, (u \supset \sim q)) \supset L((t \,\&\, u) \supset \sim(t \,\&\, u)) \qquad L((p \supset q) \,\&\, (p \supset \sim q)) \equiv L(p \supset \sim p)$$

$$\frac{\begin{array}{c} T \vdash Q \\ U \vdash \sim Q \end{array}}{T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)} \qquad \frac{\begin{array}{c} P \vdash Q \\ P \vdash \sim Q \end{array}}{\overline{P \vdash \sim P}}$$

În legătuă cu acestea, întrebarea de la care pornesc este următoarea: *Care dinte cele două formule modale, respectiv metascheme de raționare este mai generală şi care îi este celeilate un caz particular? Care din care se deduce?*

Formula de deasupra din dreapta este o teoremă cunoscută din sistemul de logică modală propozițională normală T. La fel şi schema de inferență asociată ei. Formula din stânga este o descoperire personală şi este neconsacrată. La fel şi schema de inferență asociată ei.

Asociez două ipoteze întrebării de mai sus:

Ipoteza 1. Formula şi metaschema din stânga sunt mai generale. Ceea ce înseamnă că din formula din stânga se deduce cea din dreapta, respectiv din metaschema din stânga se deduce metaschema din dreapta.

[8] Fisher, Alec, *The Logic of Real Arguments,* Cambridge University Press, second editon, 2004, p. 18.

Ipoteza 2. Formula şi metaschema din dreapta sunt mai generale. Adică din formula din dreapta se deduce cea din stânga, respectiv din metaschema din dreapta se deduce metaschema din stânga.

Drumul către întrebarea inițială se compune din drumul către aceste două componete.

3. Drumul către întrebarea inițială

3.1. Componenta argumentativă

Această componentă constă în faptul că argumentele pot fi standardizate sau-şi completate, pe scurt reconstruite, astfel încât să devină raționamente. Invers, raționamentele pot fi descompletate sau-şi destandardizate, pe scurt deconstruite, încât din ele să se obțină argumente. Astfel, discuția despre argumentare se mută în teritoriul logicii. Urmează să explicitez acest paragraf. Ceea ce cred că s-ar putea constitui şi într-un răspuns la obiecția lui Alec Fisher.

Pornesc de la câteva noțiuni, pe care deşi le presupun cunoscute, revin asupra lor pe scurt şi de la o observație informală.

Presupun cunoscute noțiunile: inferență sau raționament, de schemă de inferență sau de raționare şi de protoschemă de raționare. De aceea revin asupra lor doar pe scurt.

Inferența sau *raționamentul* poate fi privit(-ă) ca *schemă* de raționare sau de inferență exemplificată print conținuturi de gândire naturală. În cadrul *schemei* se face abstracție de conținutul de gândire păstrând exact structura acesteia. Dar în cadrul *protoschemei* se face abstracție chiar de această structură sau de limbajul în care este exprimată, reținând doar ideea de premisă şi de concluzie. Mai jos în coloana din stânga avem un raționament iar în mijloc o schemă de raționare. Aceasta redă simbolic raționamentul. Coloanele din dreapta expun două variante de *protoschemă* de raționare.

1. Oamenii sunt muritori	$\underline{1.\ \forall x(O(x) \supset M(x))}$	P_1	$\underline{P}$
2. Prin urmare dacă toți sunt oamen atunci toți sunt muritori.	$2.\ \forall x\, O(x) \supset \forall x\, M(x)$	$\underline{P_2}$	Q
		Q	

Protoschemele expuse arată că se porneşte de la scheme de inferență cu două premise însemnând: *P_1, P_2 prin urmare Q*. Alteori poate fi vorba fie de o singură premisă, fie că de fapt se face abstracție inclusiv de numărul de premise. Astfel, nu interesează câte premise sunt ci doar că ele alcătuiesc un set de premise notat cu P.

De la protoschema artătă se vor deriva *protoschemele de argumentare*.

Observația informală anunțată înaintea paragrafului despre inferență, se referă la *două proprietăți* ale protoschemei: de a fi *completă* şi *standard*. Dintre cele trei nivele[9] la care se pot defini acestea rețin doar nivelul schemei de inferență.

Numesc o protoschemă *Completă (C)* atunci când sunt date explicit atât toate premisele necesare obținerii concluziei cât şi concluzia. Dacă cel puțin o premisă sau concluzia nu sunt menționate explicit, atunci schema este noncompletă (~C).

Numesc o protoschemă *Standard (S)* atunci când ordinea ei este următoarea: aceasta începe cu premisele şi se termină cu concluzia. Dacă fie nu se începe cu premisele, fie nu se termină cu concluzia, atunci schema este nonstandard (~S).

Cum ambele proprietăți îşi au opusul lor, formez perechile: *C, ~C* şi *S, ~S.* Pe baza acestora construiesc un produs cartezian ale cărui elemente sunt perechi de asemenea proprietăți. Fiecare dintre acestea conturează câteva mulțimi de *protoscheme de argumentare*:

(C, S) este protoschema de raționare;
(C~S) este mulțimea de protoscheme argumentative numerotate: 1, 2 şi 3;
(~C, S) este mulțimea de protoscheme argumentative numerotate: 4, 5;
(~C~S) este mulțimea de protoscheme argumentative numerotate: 6, 7, 8.

Pe acestea le ordonez în forma unui arbore al cărui vârf este protoschema de inferență *C, S* din care pornesc trei ramuri care sunt protoschemele argumentative: *C~S, ~C, S, ~C~S.*

CS

$\underline{P_1, P_2}$

Q

↙↗	↕	↘↖
C~S	*~CS*	*~C~S*
1.P_1.Prin urmare Q căci P_2.	4. P_1. Prin urmare Q	6. Q deoarece P_1
2.P_2. Prin urmare Q căci P_1	5. P_2. Prin urmare Q	7. Q deoarece P_2
3. Q deoarece P_1 şi P_2		8. P_1 şi P_2

Parcurgerea arborelui este posibilă atât ascendent cât şi descendent. Aici este avută în vedere doar cea ascendentă. Aceasta poate fi făcută atât de către un logician cât şi de către receptorul argumentației. Dar foarte posibil că aici va fi intervenit logicianul. Acesta fără a fi neapărat adresantul argumentației, *eşantionează* dialogul celor doi argumentatori, pe care îl *reconstruieşte* în

[9] Acestea pot fi definite la (cel puțin trei) nivele: a) al *propozițiilor* (premise, concluzie); b) al *protoschemei* sau schemei de inferență sau de argumentare; c) al *metaschemei* de inferență (schemă ale cărei premise şi concluzii sunt tot inferențe).

laboratorul său în mai multe trepte: întâi fiecare replică în parte este reconstuită ca inferență. Apoi inferenețele fiecăruia sunt unificate în câte o bază de cunoştințe proprie fiecăruia. Fiecare dintre cele două baze de cunoştințe este simbolizată. Interesul logicianului este doar unul teoretic, între altele de a vedea cum din baze de cunoştințe diferite se deduc valid concluzii opuse Q şi ~Q.

Se observă că dintr-o astfel de protoschemă cu *doar două premise şi o concluzie*, cu aceste *două proprietăți* (completă şi standard), se obțin opt *protoscheme argumentative*. Pentru cazuri cu mai mult de două premise sau concluzii, numărul celor opt se multiplică doar cantitativ nu calitativ.

Interpretate în limba naturală, protoschemele argumentative sunt chiar fragmente ale conduitelor celor doi agenți argumentatori care se contrazic.

Din cele de mai sus urmează inclusiv că teoria argumentării pe care mă bazez aici nu este doar pentru domeniul unui limbaj anumit. Ea poate fi exemplificată prin toate schemele silogistice, stoiciene, de logica predicatelor şi din oricare limbaje modale, dar nu numai în logica deductiva ci şi în cea inductivă. Astfel că raționamentul şi schema în logica predicatelor asociată acestuia este doar o exemplificare din mulțimea celor posibile şi lista de exemplificări nu putea fi una exhaustivă.

Astfel, parcurgerea ascendentă a acestui arbore de la una dintre pozițiile argumentative, spre inferență, prin completare şi standardizare este ceea ce mută discuția despre argumentare în teritoriul logicii modale[10].

3.2. Componenta modală

Introducerea acestei a doua componente revine la câteva idei generale şi simple. **Prima** este aceea că implicația necesară şi relația de deductibilitate, altfel spus relația de consecință logică sunt echivalente: $L(A \supset B) \equiv A \vdash B$ aşa cum considera Clarence Irwing Lewis [11]. Ideea este reluată şi de Hughes şi Cresswell[12]. Dintre logicienii români a reluat şi folosit din plin această idee Cornel Popa[13].

A doua idee simplă îşi află originea parțial în ideea anterioară. Relația de consecință logică între un set de premise P şi o concluzie Q se poate scrie atât orizontal, după cum deja reiese de acolo: $P \vdash Q$, dar şi vertical.

$$P \vdash Q \qquad\qquad \frac{P}{Q}$$

[10] Iliescu, Gabriel, *Schemele de inferență şi gândirea naturală*, Analele Universității *Spiru Haret*, Seria Studii de Filosofie, Nr. 3, Bucureşti, 2001, pp. 81-85

[11] Clarence Irving Lewis, *Implicație şi deductibiltiate*, în Logică şi Filosofie, Editura Politică, Bucureşti, 1966, p. 263.

[12] Hughes, G, E şi Cresswell, M, J, *An introduction to modal logic*, Spottiswoode, Ballantyne and Co Ltd, 1968, p. 27.

[13] Popa, Cornel, *Logică şi metalogică*, vol II, Editura Fundației România de Mâine, Bucureşti, 2002, p. 242.

A treia idee este că operatorul necesitate, L este pe de o parte *distribuibil* faţă de conjuncţie. Ceea ce înseamnă că dacă este în *prefix*, adică $L(p \,\&\, q)$ se poate rescrie distribuit pe lângă fiecare membru al conjuncţiei, adică $Lp \,\&\, Lq$. Dar şi de la forma aceasta *distribuită* se poate trece la cea *prefixată*. Pe scurt avem următoarea teoremă de echivalenţă în logica modală propoziţională şi ea aparţine sistemului de logică modală propoziţională K: $L(p \,\&\, q) \equiv Lp \,\&\, Lq$[14].

A patra idee derivă din unele anterioare. Întâi, echivalenţele materiale sunt decompozabile în conjuncţii de impicaţii reciproce. Ca urmare, şi echivalenţele necesare sunt la rândul lor decompozabile în conjuncţii de implicaţii necesare.

Apoi conform primei idei urmează*:* $L(A \equiv B) \equiv (A \vdash B) \,\&\, (B \vdash A)$. În final, tocmai din aceasta urmează şi că $L(A \equiv B) \vdash ((A \vdash B) \,\&\, (B \vdash A))$ şi $((A \vdash B) \,\&\, (B \vdash A)) \vdash L(A \equiv B)$. Iar conform ideii a doua avem dreptul de a scrie:

$L(A \equiv B) \vdash ((A \vdash B) \,\&\, (B \vdash A))$	$((A \vdash B) \,\&\, (B \vdash A)) \vdash L(A \equiv B)$
$\dfrac{L(A \equiv B)}{\begin{array}{c} A \vdash B \\ B \vdash A \end{array}}$	$\dfrac{\begin{array}{c} A \vdash B \\ B \vdash A \end{array}}{L(A \equiv B)}$

Cea de a **cincea** idee provine din alte două teoreme şi din a doua idee simplă menţionată aici. Două teoreme modale din acelaşi sistem T[15] arată că:

$$L((\sim p \supset p) \equiv Lp \qquad\qquad L((p \supset \sim p)) \equiv L \sim p$$

Ambele fiind teoreme de echivalenţă, se înţelege că în orice context întâlnesc unul dintre membrii uneia, îl pot înlocui cu celălalt. Ceea ce spune mai specific prima este că necesitatea unei formule, *Lp*, este echivalentă cu necesitatea implicării de către negaţia sa. Iar cea de a doua arată că necesar falsul, $L \sim p$, echivalează cu implicaţia necesară a unei formule asupra propriei negaţii. Acum, pornind de la echivalenţa $L(A \supset B) \equiv A \vdash B$, parcurg următorii paşi deductivi:

1. $L(A \supset B) \equiv A \vdash B$	B/A, 1	B/A, 1	5. $L(A \supset B) \equiv A \vdash B$
2. $L(A \supset A) \equiv A \vdash A$	B/A	p/A, q/~A	6. $L(A \supset \sim A) \equiv A \vdash \sim A$
3. $L((\sim A \supset A) \equiv LA$	A/~A B/A	p/A	7. $L((A \supset \sim A)) \equiv L \sim A$
4. $\sim A \vdash A \equiv LA$	2, 3, RE	6, 7, RE	8. $A \vdash \sim A \equiv L \sim A$

Iar conform ideii anterioare, celor două echivalenţe le corespund două câte două (meta)scheme de inferenţă:

[14] Idem, p247.

[15] Hughes, G, E şi Cresswell, M, J, *An introduction to modal logic*, Spottiswoode, Ballantyne and Co Ltd, 1968, pp. 38-39.

$$\sim A \vdash A \equiv LA \qquad\qquad A \vdash \sim A \equiv L \sim A$$

$$\frac{\sim A \vdash A}{LA} \qquad \frac{LA}{\sim A \vdash A} \qquad\qquad \frac{A \vdash \sim A}{L \sim A} \qquad \frac{L \sim A}{A \vdash \sim A}$$

Ceea ce înseamnă că o formulă necesar adevărată, *LA*, este echivalentă, deci înlocuibilă cu relaţia de consecinţă, $\sim A \vdash A$. Iar o formulă necesar falsă, $L \sim A$, la rândul său e înlocuibilă cu faptul că aceasta are consecinţă propria ei negaţie, $A \vdash \sim A$. În acelaşi sistem T întâlnim teoremele:

$$L((p \supset q) \;\&\; (p \supset \sim q)) \equiv L \sim p \qquad L((p \supset q) \;\&\; (\sim p \supset q)) \equiv Lq$$[16]

Prin înlocuirile bazate pe shimbul de echivalente de mai sus acestor teoreme li se poate aduce o mică modificare.

$$L((p \supset q) \;\&\; (p \supset \sim q)) \equiv L(p \supset \sim p) \qquad L((p \supset q) \;\&\; (\sim p \supset q)) \equiv L(\sim q \supset q)$$

$$((P \vdash Q) \;\&\; (P \vdash \sim Q)) \equiv P \vdash \sim P \qquad ((P \vdash Q) \;\&\; (\sim P \vdash Q)) \equiv (\sim Q \vdash Q)$$

Conform aceleiaşi idei anterioare cele două echivalenţe se pot rescrie fiecare prin câte două (meta)scheme de inferenţă:

$$((P \vdash Q) \;\&\; (P \vdash \sim Q)) \equiv P \vdash \sim P \qquad ((P \vdash Q) \;\&\; (\sim P \vdash Q)) \equiv (\sim Q \vdash Q)$$

$$\begin{array}{llll}
P \vdash Q & \underline{P \vdash \sim P} & P \vdash Q & \underline{\sim Q \vdash Q} \\
\underline{P \vdash \sim Q} & P \vdash Q & \underline{\sim P \vdash Q} & P \vdash Q \\
P \vdash \sim P & P \vdash \sim Q & \sim Q \vdash Q & \sim P \vdash Q \\
1 & 2 & 3 & 4
\end{array}$$

Conform coloanei 1 dintr un set de premise P derivă pe de o parte Q şi pe de altă parte ~Q. De unde urmează că P are drept consecinţă propria lui negaţie. Dar este valabilă şi reciproca (conf coloanei 2). Apoi conform coloanei 3 concluzia Q derivă atât din setul de premise P cât şi din opusul acestuia *~P*. De unde urmează că Q derivă din propria sa negaţie. Este valabilă şi aici reciproca (conf coloanei 4).

Aceste idei generale de calcul alcătuiesc cadrul generic pe fundalul căruia apare întrebarea iniţială. Acum folosesc aceste idei pentru a arăta propriu zis cum am ajuns la problema expusă mai sus. Ele sunt în comun utilizabile atât pentru aspectul de teoria argumentării cât şi pentru cel de logică modală.

[16] Hughes, G., E. şi Cresswell, M., J., *An introduction to modal logic*, Spottiswoode, Ballantyne and Co Ltd, 1968, p 39 şi Popa, Cornel, *Logică şi metalogică*, vol II, Editura Fundaţiei România de Mâine, Bucureşti, 2002, pp. 251-252.

4. Îmbinarea celor două componente

Acum arăt că cele două componente pot fi apropiate în mod reciproc.

Pornesc *de la componenta argumentativă spre cea modală*. Ținta este obținerea metaschemei din coloana 1.

Întâi, arborele celor opt protoscheme argumentative poate sta pentru opt lumi posibile distincte în care un agent uman argumentează în unul dintre cele opt variante, toate provenite prin deconstrucție din aceeaşi inferență.

Apoi, oricare replică într-un dialog de argumente exemplifică una dintre cele opt protoscheme argumentative. Asemenea replică-argument este standardizată sau-şi completată ca inferență, aici presupusă, deductiv validă. Aceeaşi procedură se aplică tuturor replicilor agentului argumentator. Cu alte cuvinte pentru fiecare secvență argumentativă a unui asemenea agent parcurg drumul ascendent în arborele celor opt protoscheme arătat mai sus. Din astfel de inferențe deductiv valide ce provin din reconstrucția argumentelor, compun o singură deducție. Aceasta conține: lista de premise sau baza de cunoştințe: $P_1, \ldots P_n$, a acestui agent argumentator pentru care convin că: $P_1, \ldots P_n = P$; lista de concluzii, anterior deductibile din inferențe separate, $Q_1, \ldots, Q_m$, acum deductibile din această unică listă de premise; convin că: $Q_1, \ldots, Q_m = Q$. Astfel că are loc trecerea de la situația în care un agent argumentator h argumentează prin premisele P concluzia Q, $Arg(h, P, Q)$, la situația în care din P se deduce Q: $P \vdash Q$. Conform celei de a doua idei simple din secțiunea despre componenta modală, adaptată la cele de aici: $L(P \supset Q) \equiv P \vdash Q$. Ținând cont de prima idee simplă din aceeaşi secțiune scrierea poate fi şi una verticală. Aşadar avem următoarea tranziție:

$$\begin{array}{ccccc} 1 & & 2 & & 3 \\ & \rightarrow & \underline{P} & \rightarrow & \\ \mathrm{Arg(h, P, Q)} & & Q & & L(P \supset Q) \\ & & & & \\ & \rightarrow & P \vdash Q & \rightarrow & \end{array}$$

Astfel am parcurs în plan metateoretic şi rezumativ drumul de la forma argumentativă de exprimare la o metaschemă inferențională rescrisă ca teoremă modală precum cea arătată în grila imediat anterioară în coloana 1. Mai scurt spus, am parcurs drumul de la componenta argumentativ naturală la cea de logică modală.

Drumul se poate parcurge şi invers de la comoponenta modală la cea argumentativă. Teorema modală se poate rescrie ca metaschemă inferențională. Iar lanțul de inferențe care o alcătuiesc se poate descompune în inferențe separate. Fiecare dintre acestea se poate deconstrui la rândul său în mai multe variante, conform grilei cu metascheme argumentative prezentate în secțiunea despre componenta argumentativă.

5. Situaţia vizată în teoria argumentării

Situaţia presupus reală de la care pornesc este că doi agenţi argumentează din premisele diferite, concluzii opuse, folosind seturi de premise diferite. După procedura invocată mai sus, argumentările sunt reconstruite ca inferenţe deductiv valide. Încât consider că ambii argumentatori de fapt deduc valid concluzii opuse.

Replicile din dialog ale fiecăruia din cei doi sunt standardizate sau-şi complete ca inferenţe presupus deductiv valide. Din astfel de inferenţe provenite din reconstrucţia argumentelor compun o singură deducţie.

Pentru h1 aceasta conţine: lista de premise sau baza de cunoştinţe, *T1, ... Tn*, pentru care convin că: *T1, ... Tn = T*; lista de concluzii, anterior deductibile din inferenţe separate, *Q1, ..., Qm*, ulterior deductibile din această unică listă de premise, din care reţin o unică concluzie finală: *Q*. Astfel că pentru h1 are loc trecerea de la situaţia în care acesta argumentează prin premisele *T* concluzia *Q*, *Arg(h1, T, Q)*, la situaţia în care din *T* se deduce *Q*: $T \vdash Q$. Conform celei de a doua idei simple din secţiunea despre componenta modală, adaptată la cele de aici: $L(T \supset Q) \equiv T \vdash Q$.

Apoi pentru h_2 avem ceva similar: lista de premise sau baza de cunoştinţe, $U_1, \ldots U_\ell$, pentru care convin că: $U_1, \ldots U_\ell = U$; lista de concluzii, anterior deductibile din inferenţe separate, $Q_1, \ldots, Q_k$, ulterior deductibile din această unică listă de premise, din care reţin o unică concluzie finală: *~Q*. Astfel că şi pentru h2 are loc trecerea de la situaţia în care acesta argumentează prin premisele *U* concluzia *~Q*, *Arg(h2, U, ~Q)*, la situaţia în care din *U* se deduce *~Q*: $U \vdash {\sim}Q$. Conform celei de a doua idei simple din secţiunea despre componenta modală, adaptată la cele de aici : $L(U \supset {\sim}Q) \equiv U \vdash {\sim}Q$. Aşadar aplicând cele din secţiunea anterioară, avem şi aici, următoarea tranziţie:

1	2	3
$Arg(h_1, T, Q)$	$\rightarrow T \vdash Q$	$\rightarrow L(T \supset Q)$
$Arg(h_2, U, {\sim}Q)$	$\rightarrow U \vdash {\sim}Q$	$\rightarrow L(U \supset {\sim}Q)$

Acum, în coloana 2 există două relaţii de deductibilitate deci două implicaţii stricte. Nu reiese ce concluzie se poate deduce de acolo. Astfel că cele două deducţii sunt asimilabile la cele două implicaţii necesare (paşii 1-3). Continui calculul pentru a afla atât ce consecinţe derivă cât şi dacă relaţia este reversibilă, deci dacă teorema modală asociată este o echivalenţă sau doar o implicaţie unilaterală:

1. $T \vdash Q, U \vdash {\sim}Q$	
2. $L(t \supset q)$ & $L(u \supset {\sim}q)$	$L(A \supset B) \equiv A \vdash B$, T/t, U/u, 1
3. $L((t \supset q)$ & $(u \supset {\sim}q))$....	$L(p$ & $q) \equiv Lp$ & Lq, 2
4. $L(({\sim}t \vee q)$ & $({\sim}u \vee {\sim}q))$	$A \supset B \equiv {\sim}A \vee B$, 3

5. $L((\sim u \vee \sim t \vee q) \,\&\, (\sim t \vee \sim u \vee \sim q)), A \vdash (A \vee B)$, 4

6. $L \sim(t \,\&\, u)$	Rezoluție în q, 5, De Morgan
7. $L \sim(T \,\&\, U)$	T/t, U/u
8. $L((t \,\&\, u) \supset \sim(t \,\&\, u))$	$L((p \supset \sim p)) \equiv L \sim p$, 6
9. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$	$L(A \supset B) \equiv A \vdash B$, 7
10. $L((t \,\&\, u) \supset \sim(t \,\&\, u))$	8
11. $L(\sim(t \,\&\, u) \vee \sim(t \,\&\, u))$	$A \supset B \equiv \sim A \vee B$, 10
12. $L(\sim t \vee \sim u \vee \sim t \vee \sim u)$	De Morgan, Asociativ, 11
13. $L(\sim t \vee \sim u)$	Idempotența, 12
14. $L(\sim t \vee \sim u) \vee (q \,\&\, \sim q)$	Introducerea disjuncției, 13

15. $L(\sim t \vee \sim u \vee q) \,\&\, (\sim t \vee \sim u \vee \sim q)$, Distribuție, 14

Concluzia, de fapt deducția concluzivă este la pasul 9: *T, U ⊢ ~(T & U)*. După pasul 9 reiau succesiv pașii anteriori acestuia în ordine inversă pentru a vedea dacă este vorba despre o echivalență. Ei pot fi recuperați până la punctul 15 omologul punctului 5. De aici nu se mai poate trece la un punct 16 care să fie omologul lui 4. Ceea ce înseamnă că teorema aşa zis nouă *nu este una de echivalență ci de implicație unilaterală*.

Aşadar, din situația argumentativă menționată prin calculul modal la care am asimilat-o am obținut metaschema de inferență de jos-stânga. Procedura s-a bazat pe scurtcircuitarea relației dintre paşii 1 şi 7. Pe de altă parte substituind în echivalența *A ⊢ ~A ≡ L ~A*, pe *A* cu *T & U* se obține metaschema de jos-dreapta, cu cele două variante de sub ea (paşii 6-8):

1. $T \vdash Q$
<u>2. $U \vdash \sim Q$</u>
3. $L \sim(T \,\&\, U)$

<u>1. $L \sim(T \,\&\, U)$</u>
2. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$
↓ ↓

<u>1. $L \sim(T \,\&\, U)$</u>
2. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$

<u>2. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$</u>
1. $L \sim(T \,\&\, U)$

Dacă din două seturi de premise T şi U decurg concluzii opuse conjuncția acestor seturi de premise este necesar falsă (paşii 6, 7)[17].

Din cele două metascheme de mai sus, prin schimb de echivalente, obținem o a treia metaschemă mai jos. În coloanele 1 şi 2 avem metaschemele-premise iar în 3 avem metaschema-concluzie:

1	2	3
1. $T \vdash Q$	<u>1. $L \sim(T \,\&\, U)$</u>	1. $T \vdash Q$
<u>2. $U \vdash \sim Q$</u>	2. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$	<u>2. $U \vdash \sim Q$</u>
3. $L \sim(T \,\&\, U)$		2. $T, U \vdash \sim(T \,\&\, U)$

[17] Nu este valabilă şi reciproca, deoarece în trecerea de la pasul 2 la 3 este antrenată schema de consecință logică *A ⊢ (A v B)*, aceasta nefiind reversibilă.

Metaschema 3 de imediat mai sus poate fi interpretată astfel: dacă din două seturi de premise T şi U derivă concluzii opuse Q şi non Q atunci din conjuncția acestor seturi derivă negația acestei conjuncții.

Aşadar, prin intermediul ideilor referitoare la cele două componente, cea argumentativă şi cea logic modală arătate anterior, avem o tranziție între trei puncte:

1. o situație argumentativă în care: h_1 argumentează prin argumentele T, teza Q (*Arg*(h_1, *T, Q*)); h_2 argumentează prin argumentele U teza ~Q, (*Arg*(h_2, *U, ~Q*)).

2. o metaschemă inferențională 3 cu premisele $T \vdash Q$ şi $U \vdash \sim Q$ din care se concluzionează $T, U \vdash \sim(T \;\&\; U)$ şi care captează situația argumentativă arătată la punctul 1;

3. o formulă de logică modală propozițională care redă la rândul său metaschema inferențională prin: $L((p \supset q) \;\&\; (r \supset \sim q)) \supset L((p \;\&\; r) \supset \sim(p \;\&\; r))$.

Şi mai scurt spus, este vorba despre o tranziție de la *situația argumentativă*, prin intermediul metaschemei inferenționale, la formula de *logică modală*. Ceea ce redau prin grila de mai jos:

$$
\begin{array}{lll}
Arg(h_1, T, Q) \rightarrow & 1.\ T \vdash Q & \\
Arg(h_2, U, \sim Q) \rightarrow & \underline{2.\ U \vdash \sim Q} & \leftrightarrow L((p \supset q) \;\&\; (r \supset \sim q)) \supset L((p \;\&\; r) \supset \sim(p \;\&\; r)) \\
 & 3.\ T, U \vdash \sim(T \;\&\; U) &
\end{array}
$$

Acum procedura de construcție a argumentelor ca inferențe prin care trec de la situația argumentativă *Arg(h, P, Q)* la deducția $P \vdash Q$ poate fi aplicată şi invers în cazul deducției concluzive a acestei metascheme: de la $T, U \vdash \sim(T \;\&\; U)$ pot trece de la situația argumentativă *Arg(h3, {T, U}, ~(T & U))*. De fapt trecerea este de la formula modală rescrisă prin metaschema de inferență ale cărei deducții pot fi deconstruite ca argumente. Din punctul de vedere al situației argumentative rezultă:

$$
\begin{array}{l}
Arg(h_1, T, Q) \\
Arg(h_2, U, \sim Q) \\
Arg(h_3, \{T, U\}, \sim(T \;\&\; U))
\end{array}
$$

Ceea ce avem în penultima grilă mai sus este: o trecere de la situații argumentative la deducții-premise, de la deducții-premise la deducții concluzive şi de la acestea la situații argumentative acestora din urmă. Deşi în penultima grilă figurează un continuum de aici nu urmează că în ultima grilă, stiva de scheme referitoarea la situații argumentative ar semnifica o deducție. Din primele două situații argumentative *Arg*(h_1, *T, Q*) şi *Arg*(h_2, *U, ~Q*), nu se deduce cea de a treia: *Arg*(h_3, *{T, U}, ~(T & U)*). Adică între situațiile argumentative asociate deducțiilor-premise şi situația argumentativă asociată deducției concluzive nu este prezentă relația de consecință logică.

În grila din secțiunea *Întrebarea*, o presupusă teoremă modală este comparată ca grad de generalitate cu aceasta, deja cunoscută ca aparținând sistemului T: $L((p \supset q) \;\&\; (p \supset \sim q)) \equiv L(p \supset \sim p)$

De la aceasta, prin paşi de acelaşi gen cu cei din secţiunea despre componenta modală şi cea argumentativă, se poate ajunge la metascheme şi de aici la situaţii argumentative precum cele de mai jos:

		$P \vdash Q \quad \rightarrow$	Arg(h, P, Q)
	$L((p \supset q) \,\&\, (p \supset {\sim}q)) \supset L(p \supset {\sim}p) \leftrightarrow$	$\underline{P \vdash {\sim}Q} \quad \rightarrow$	Arg(h, P, ~Q)
		$P \vdash {\sim}P \quad \rightarrow$	Arg(h, P, ~P)
		$\underline{P \vdash {\sim}P} \quad \rightarrow$	Arg(h, P, ~P)
	$L(p \supset {\sim}p) \supset L((p \supset q) \,\&\, (p \supset {\sim}q)) \leftrightarrow$	$P \vdash Q \quad \rightarrow$	Arg(h, P, Q)
		$P \vdash {\sim}Q \quad \rightarrow$	Arg(h, P, ~Q)
1	2	3	4

Primei metascheme de inferenţă îi corespunde situaţia argumentativă conform căreia un agent argumentator susţine atât o teză cât şi contradictoria acesteia pe baza aceluiaşi set de premise. De aici nu rezultă că acelaşi agent sau un altul argumentează opusul setului de premise pe baza setului însuşi. Ceea ce metaschema deductivă are ca deducţie concluzivă.

Celei de a doua metascheme de inferenţă îi corespunde invers, situaţia argumentativă conform căreia un agent argumentează negaţia unei teze pornind de la teza însăşi. Nici de aici, nu rezultă că se va găsi un agent argumentator care să susţină că din acea formulă decurg concluzii contradictorii. În timp ce metaschema deductivă are două asemenea deducţii concluzive.

În aceste ultime două cazuri relaţia este mai simplă. Din deducţii-premisă ca şi din deducţia concluzivă derivă situaţii argumentative. De aici nu rezultă că între cele două tipuri de situaţii argumentative - cele derivate de la deducţiile-premise şi cele derivate de la deducţiile-concluzive - ar fi prezentă cumva relaţia de consecinţă. În genere între situaţiile argumentative nu sunt posibile metascheme inferenţionale aşa cum sunt posibile între deducţiile asociate acestora.

Aşadar acesta este contextul în care apare problema, la care încerc să răspund.

6. Care dinte cele două formule modale se deduce din care?

Abia acum încerc să răspund la întrebarea iniţială. Răspunsul ar trebui să susţină una dintre ipoteze din care să decurgă unele consecinţe. Întâi reţin un rezultat anterior conform căruia noua teoremă şi metaschema asociată ei este una de implicaţie, respectiv de consecinţă unilaterală, nu bilaterală, adică nu de echivalenţă. Acum, deduc întâi din formula din stânga (1) pe cea din dreapta (2).

1	2
$L((p \supset q) \,\&\, (r \supset {\sim}q)) \supset L((p \,\&\, r) \supset {\sim}(p \,\&\, r))$	$L((p \supset q) \,\&\, (p \supset {\sim}q)) \equiv L(p \supset {\sim}p)$

O primă variantă prescurtează drumul. La pasul 2 de mai jos se substituie r/p. Transpus în termenii situației argumentative ar însemna ca setul de premise al celui de al doilea agent argumentator, h_2 să fie înlocuit cu setul de premise al primului argumentator. Or în situația argumentativă la care mă refer, lucrurile nu se întâmplă de loc aşa. Apoi majusculele folosite pentru seturile de premise sunt nu atât metavariabile, cât metaconstante. Dacă metaconstantele sunt o specie de constante atunci ca şi acestea din urmă, nu sunt substituibile. Deşi preferabilă prin scurtime, varianta aceasta nu este preferabilă prin inadecvarea la situația argumentativă reală. Simplificarea menționată ar fi aceasta:

1. $L((p \supset q) \& (r \supset \sim q)) \supset L((p \& r) \supset \sim(p \& r))$
2. $L((p \supset q) \& (p \supset \sim q)) \supset L((p \& p) \supset \sim(p \& p))$ r/p
3. $L((p \supset q) \& (p \supset \sim q)) \supset L(p \supset \sim p)$ Idemp, 2

O a doua variantă, deşi mai lungă, este mai adecvată situației argumentative:

1. $L((t \supset q) \& (u \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$
2. $L((\sim t \vee q) \& (\sim u \vee \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$, $A \supset B \equiv \sim A \vee B$, 1
3. $L((\sim t \vee \sim u \vee q) \& (\sim t \vee \sim u \vee \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$, $A \supset (A \vee B)$, 2
4. $L((t \& u) \supset q) \& ((t \& u) \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$, Asoc, $A \supset B \equiv \sim A \vee B$, 3
5. $L((p \& p) \supset q) \& ((p \& p) \supset \sim q)) \supset L((p \& p) \supset \sim(p \& p))$, t/p, u/p, 4
6. $L((p \supset q) \& (p \supset \sim q)) \supset L(p \supset \sim p)$, Idp, 5

Paşii 2-4 arată că dacă dintr-un set de premise se deduce o concluzie atunci şi dintr-o versiune extinsă a aceluiaşi set de premise este deductibilă aceeaşi concluzie. Extinderea bazelor noastre de cunoştințe conservă consecințele deductibile din vechile cunoştințe.

Prin intermediul paşilor 5-6 am figurat situația că două seturi de premise din care se deduce o concluzie sunt unificabile sau se poate considera că ar compune un al treilea set de premise. Aceşti paşi sunt cei care lungesc demersul.

Chiar şi aşa, nu am obținut teorema de echivalență ci o implicație care este doar o parte a echivalenței inițiale. La punctul 1 nu am decât o teoremă de implicație, deci era firesc ca rezultatul de la 6 să fie tot o teoremă de implicație. Nu poate fi dedusă şi reciproca teoremei de la punctul 1. Ca atare nu se poate deduce nici reciproca formulei de la 6. De aceea, din teorema de la punctul 1 al actualului calcul, nu se poate deduce echivalența anunțată inițial.

Pe de altă parte ținta este de a verifica dacă vreuna dintre formulele anunțate inițial este mai generală decât cealaltă şi care anume. Fie şi în limitele a ceea am obținut, rămâne de verificat dacă e posibilă şi deducția inversă: de la 6 spre 1.

Deducerea inversă, *din formula din dreapta, a celei din stânga*, revine la parcurgerea *ascendentă* a calculului în şase paşi anterior. Ceea ce nu este posibil, întâi de la pasul 5 la 4 şi apoi de la pasul 3 la 2. Astfel trecerea ascendentă reluată mai jos ar fi posibilă printr-o substituție greşită: o apariţe a lui *p* ar trebui substituită cu *t* şi altă apariție a aceluiaşi substitită cu *u*. Ceea ce ar încălca ideea de substituție uniformă.

4. $L((t \& u) \supset q) \& ((t \& u) \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$, Asoc, $A \supset B \equiv \sim A \vee B$, 3
5. $L((p \& p) \supset q) \& ((p \& p) \supset \sim q)) \supset L((p \& p) \supset \sim(p \& p))$, t/p, u/p, 4

Apoi tranziția de la 3 la 2 ar necesita eliminarea lui *t* dintr-o parte şi a lui *u* din altă parte, pentru care nu avem o procedură.

2. $L((\sim t \vee q) \& (\sim u \vee \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$,
3. $L((\sim t \vee \sim u \vee q) \& (\sim t \vee \sim u \vee \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$,

Într-o perspectivă mai amplă paşii 2 şi 3 fac legătura pasului 1 cu este pasul 4. Scurtcircuitând relația dintre 1 şi 4 avem:

1. $L((t \supset q) \& (u \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$
4. $L((t \& u) \supset q) \& ((t \& u) \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$, Asoc, $A \supset B \equiv \sim A \vee B$, 3

Inferențional vorbind, 4 arată că din două seturi de premise *t* şi *u* derivă atât *q* cât şi *non q*. Iar 1 exprimă ideea că doar din *t* derivă *q* şi doar din *u* derivă *non q*. Ori nu rezultă că dacă dintr-un set de premise, aici *t & u* derivă o concluzie, fie *q*, (4) aceeaşi derivă şi dintr-un set de premise mai sărac, de exemplu *t* (1). Acelaşi comentariu se poate face şi pentru $\sim q$.

Dacă însă această deducție ar fi reuşit atunci cele două formule respectiv metascheme ar fi avut grade egale de generalitate. În realitate s-au găsit două locuri în care deductibilitatea inversă nu este posibilă. Deductibilitatea de la partea implicativă a teoremei modale consacrate (din dreapta grilei inițiale): $L((p \supset q) \& (p \supset \sim q)) \supset L(p \supset \sim p)$, la formula modală din stânga (aceleiaşi grile inițiale) $L((t \& u) \supset q) \& ((t \& u) \supset \sim q)) \supset L((t \& u) \supset \sim(t \& u))$ şi între metaschemele omoloage ale acestora nu este posibilă.

Astfel, formula din stânga este mai generală decât componenta implicativă a celei din dreapta. Ceea ce exclude ambele ipoteze inițiale.

7. Concluzii

Cu referire la fundalul inițial anunțat, exceptând filosofia analitcă la care nu m-am referit aici, cred că demersul acesta este consonant doar cu Ch Perelman dar nu şi cu Stephen E. Toulmin, nici cu Alec Fisher.

Ch. Perelman remarca despărțirea dintre logică şi argumentare, ca stare de fapt chemând la depăşirea acestei situații, ceea ce se poate. Am concluzionat deja din afirmațiile lui Perelman că logica şi argumentarea erau separate, cel puțin la acea dată (1958).

În secțiunea privitoare la componenta argumentativă propun ideea că atât argumentatorului cât şi receptorului le este constitutivă aceeiaşi multitudine de scheme de inferență, fiecare dintre ele fiind deconstruibilă sub forma mai multor argumente. Invers, fiecare argument poate fi reconstruit ipotetic în mai multe variante de inferențe. Putem spera că una dintre reconstrucții coincide cu patternul inferențional activat în gândirea argumentatorului. Din aceste motive pe de o parte, nu este corect să ne aşteptăm ca argumentelor naturale expuse ca atare, să li se aplice metode precum diagrame Venn sau tabele sau tablouri (Fisher). Acestea însă, pot fi aplicate argumentelor reconstruite: standardizate şi completate şi apoi simbolizate în vreun limbaj logic. Încât lgica nu trebuie şi mai mult despartită de teoria argumentării decât este deja.

Adaug doar două remarci referitoare la Toulmin. Prima este privitoare la emitent. Cum emitentul argumentează pe baza unui unic asemenea pattern, atunci receptorul are de reconstruit o singură asemenea structură. În funcţie de circumstanţe receptorul se va confrunta cu lipsa când a unora când a altora dintre elementele acestui unic pattern. Toulmin descoperă astfel o unică structură argumentativo-inferenţională în funcţie de care argumentele (doar) incomplete pot fi completate. El propune astfel reorientarea argumentării spre ceva diferit de logică[18]. În ceea ce priveşte punctul de vedere privind argumentarea propus aici, completarea părtilor lipsă ale unui argument este, ce e drept, partea cea mai dificilă, fie şi măcar prin caracterul său noneuristic.

A doua remarcă priveşte problema convingerii, care, în fond, este scopul oricărei argumentări, prin definiţie. Iar dacă dacă după expunerea argumentelor menite să convingă de teza Q, o prefixez pe aceasta cu un operator de excepţie: “exceptând cazul în care”, “dacă un cumva”, efectul se întoarce chiar împotriva scopului de a convinge.

Din modul în care au fost verificate ipotezele iniţiale, nu neapărat din confirmarea uneia dintre ele, urmează unele consecinţe privind raportul dintre situaţiile argumentative, teoremele de logică modală şi metaschemele asociate lor.

Revin asupra următoarei idei. Două situaţii argumentative $Arg(h1, T, Q)$ şi $Arg(h2, U, \sim Q)$ se pot construi ca deducţii: $T \vdash Q$, respectiv $U \vdash \sim Q$. Din aceste deducţii derivă deducţia concluzivă $T, U \vdash \sim (T \& U)$. Aceasta poate fi deconstruită ca situaţia argumentativă $Arg(h3, \{\{U, T\}, \sim\{U \& T\})$. Din acestea nu urmează că situaţiile argumentative *Arg(h1, T, Q) şi Arg(h2, U, ~Q)* au ca *urmare* $Arg(h3, \{\{U, T\}, \sim\{U \& T\})$. Cu alte cuvinte nu rezultă că acestei deducţii concluzive îi corespunde în mod real o conduită a vreunui agent argumentator. Se poate foarte bine întâmpla ca primele două situaţii argumentative să aibă loc şi cea de a treia să lipsească. Altfel spus, situaţia deductivă dintre deducţiile-premise şi deducţia – concluzivă nu se transmite asupra situaţilor argumentative. Situaţia creată nu este, deci nu trebuie interpretată ca un fel de tranzitivitate care s-ar închide pe de o parte între situaţiile argumentative $Arg(h_1, T, Q)$ şi $Arg(h_2, U, \sim Q)$, prin intermediul metaschemei de inferenţă, şi pe de altă parte, deconstrucţia acestei concluzii care este $Arg(h_3, \{\{U, T\}, \sim\{U \& T\})$.

Dincolo de aceasta, situaţiile argumentative sunt o sursă de teoreme modale. Ceea ce în termenii de aici, ai secţiunii privitoare la componenta argumentativă, înseamnă că argumentele se pot reconstrui în ultimă instanţă ca metascheme de

[18] Stoianovici, Drăgan, *Argumentarea şi gândirea critică*, Editura Universităţii Bucureşti, 2005, p 17.

inferență. Iar conform secțiunii privind componenta modală, metaschemele pot fi rescrise ca teoreme modale.

Apoi, teoremele modale sunt o sursă de posibile situații argumentative. Acestea sunt conținute ca nişte cazuri particulare în interpretările teoremelor. Ceea ce în termenii de aici, din secțiunea privitoare la componenta modală, înseamnă că teoremele modale pot fi rescrise ca metascheme de inferență. La rândul lor, metaschemele pot fi deconstruite ca argumente, conform ideilor din secțiunea despre componenta argumentativă. Şi aceasta se întâmplă chiar dacă, cel puțin unele teoreme, modale nu provin dintr-o anumită situație argumentativă în mod explicit cum ar fi cazul celei din dreapta grilei inițiale de aici.

Ceea ce nu are cum să reiasă prea bine de aici[19] este faptul, altminteri cunoscut, că *Teoria argumentării* şi *Logica* au genuri de probleme şi discursuri diferite.[20]. Încât cele două nu sunt reductibile reciproc. Pe acest fond se impun aceste *precizări*.

Prima precizare este distincția între *a reduce* şi *a conecta* cele două domenii. Este posibilă conectarea acestora, pe care sper că am ilustrat-o.

A doua precizare amănunţeşte această posibilitate. Disting între două moduri de a decide posibilitatea/imposibilitatea de a conecta cele două domenii: decizia *anterioară* respectiv decizia *ulterioară* oricărei încercări. Imaginez că între cele două domenii sunt posibile o multitudine de fire de legătură prin care încerc să le conectez. Pentru oricare asemenea fir ar trebui să decid dacă el poate conecta sau nu cele două domenii. Există atât conexiuni posibile cât şi altele, imposibile între argumentare şi logică. Nu se poate trata în mod global şi apriori această unificare şi este cam greu de trasat granița între conexiunile realizabile şi cele irealizabile. O astfel de conexiune am arătat că se poate stabili între două componente ale celor două domenii:

a) o componentă din *domeniul argumentării* şi anume argumentarea de concluzii opuse din seturi diferite de argumente – premise;

b) a doua componentă din *domeniul logicii modale*, fiind vorba despre teorema: $L((p \supset q) \& (p \supset \sim q)) \equiv L \sim p$ din sistemul de logică modală normală T.

Astfel încât, conexiunea argumentării nu este doar cu logica în general dar cu logica modală în special.

Lista inițială de ipoteze a fost excedată de situația reală care s-a ivit. Fără a infirma vreuna dintre ipoteze, se poate spune că este confirmată o a treia, neinclusă în lista inițială de ipoteze. Formula din stânga este mai generală decât o parte sau o variantă a celei din dreapta. Ceea ce apropie de ipoteza 1.

[19] Nu am fost interesat de analizarea unor exemple concrete de argumente.
[20] Discurs simbolic în cazul logicii şi discurs natural în cazul argumentării.

Bibliografie

1. Stoianovici, Drăgan, *Argumentarea şi gândirea critică*, Editura Universității Bucureşti, 2005
2. Toulmin, Stephen, *The uses of argument*, Cambridge University Press, 2003
3. Fisher, Alec, *The Logic of real Arguments,* Cambridge University Press, second editon, 2004
4. Iliescu, Gabriel, *Schemele de inferență şi gândirea naturală*, Analele Universității *Spiru Haret*, Seria Studii de Filosofie, Nr. 3, Bucureşti, 2001
5. Clarence Irving Lewis, *Implicație şi deductibiltiate*, în Logică şi Filosofie, Editura Politică, Bucureşti, 1966
6. Popa, Cornel, *Logică şi metalogică*, vol II, Editura Fundației România de Mâine, Bucureşti, 2002
7. Hughes, G, E şi Cresswell, M, J, *An introduction to modal logic*, Spottiswoode, Ballantyne and Co Ltd, 1968