CONTRARIETATE ÎNTRE PREMISELE ŞI NEGAŢIA CONCLUZIEI ÎN INFERENŢELE CLASICE

GABRIEL ILIESCU

Contrariety between the premises and the negation of the conclusion on classical inferences. The present concern is to outlook what kind of opposition stays between the premises the negation of the conclusion on classical inferences. As from such a set of premises are deducible contradictory conclusions, someone concludes that the premises must be tensioned by the same kind of opposition. I proof, on a finite number of classical inferences, that it is not like this. Moreover, such an opposition between the premises is showed to be the contrary, that means a non-classical kind of opposition. The actual paper stays under a wider idea as separation between classical and non-classical logic.

Keywords: contrariety, contradiction, opposition, inconsistency, inference, logical consequence, power set.

1. ÎNTREBĂRI ŞI IPOTEZĂ IMPLICITĂ

Într-un articol similar celui prezent am asumat două întrebări. Am formulat aceste întrebări cu referire la inferenţele clasice şi la opoziţiile non-clasice aşa cum sunt acestea definite de către logicieni actuali[1].

Prima întrebare viza perspectiva mai generală sub care se încadrează cea de-a doua întrebare. Explicit, prima întrebare se referea la *eventuala separaţie între logica clasică şi cea non-clasică*. În aceeaşi perspectivă mai generală se deschide şi actuala preocupare, chiar dacă răspunsul este deja cunoscut ca negativ. Aceasta, dacă avem în vedere opoziţiile de tip non-clasic dintre funcţiile de adevăr ale logicii clasice.

A doua întrebare este mai specială şi prin ea se diferenţiază actuala preocupare de cea anterioară ei. Întrebarea este justificată cel puţin cu referire la inferenţele clasice analizate în limitele acestei preocupări. Aceasta se referă la *tipul de opoziţie dintre setul de premise ale raţionamentelor logicii clasice (P) şi negaţia concluziei acestora (~Q)*:

> *Dacă din P & ~Q este deductibilă contradicţia Q, ~Q atunci P & ~Q este contradictoriu?*

Considerăm întâi o situaţie generală mai simplă. Presupunem că dacă dintr-un set de premise P se deduc concluziile Q şi ~Q, atunci este admis că P este contradictoriu. Însă chiar şi aşa, această proprietate nu este o însuşire, ci o relaţie. Ceea ce presupune două părţi între care se stabileşte contradicţia. Situaţia schiţată deja ar putea să conţină doar doi membrii. Astfel că este posibilă o singură variantă de scindare a lui P. Iar părţile ar putea fi reciproc contradictorii. Dacă P se compune doar din două premise fie acestea P_1 şi P_2, atunci P_2 ar putea fi de forma ~P_1 sau echivalent cu aceasta. Eventual, P_1 poate fi în această situaţie. Din părţile reciproc contradictorii se presupune că rezultă concluziile contradictorii *Q* şi *~Q*. Schiţăm situaţia arătată prin trei note şi o putem codifica prin denumirea C2, ţinând cont de numărul de note care o compun:

1. Singura scindare posibilă pentru P este în două părţi reciproc contradictorii, P_1, respectiv ~P_1. Alte părţi ale setului P nu există.
2. Părţile lui P reciproc contradictorii coincid cu părţile lui P din care se deduc Q, respectiv ~Q.

Însă chiar şi cel mai simplu caz al lui P infirmă condiţia C2. Este vorba despre situaţia în care concluziile Q şi ~Q sunt contradictorii, iar setul de premise P nu este contradictoriu, respectiv în care atât concluziile Q şi ~Q, cât şi setul de premise P sunt funcţii de adevăr. Într-un articol anterior am adoptat ipoteza, conform căreia, în genere, opoziţiile dintre concluzii se propagă asupra premiselor[1], aceasta s-a infirmat[2]. Întrebarea mai concretă care se iveşte în acest context este:

În inferenţele logicii clasice funcţionează caracteristica C2?

Chiar pentru cazul inferenţelor stoiciene, respectarea condiţiei C2 pare uşor mai complicată. Setul de premise P se compune din (cel puţin) două premise şi negaţia concluziei: P_1, P_2, *~Q*. Prin urmare, există mai mult de o pereche de verificat sub aspectul contradicţiei posibile. Pe de o parte, din P_1, P_2 şi din *~Q*, pe de altă parte, se pot deduce concluzii contradictorii. Totuşi, ar fi de verificat dacă şi P_1, P_2, pe de o parte, şi *~Q*, pe de altă parte, sunt în opoziţia de tip contradictoriu. Cu alte cuvinte, verificăm dacă perechea din care derivă concluzia contradictorie este aceeaşi cu perechea contradictorie şi dacă nu cumva alte părţi decât cele din care se deduce contradicţia sunt cele aflate în contradicţie. Aşadar, mai general, întrebarea vizând ultimul punct din C2 este:

[1] Gabriel Iliescu, *Negaţii neclasice, opoziţii între premise şi între concluzii*, în *Probleme de logică*, vol. XIII, Bucureşti, Editura Academiei Române, 2010, p. 150.
[2] *Ibidem*, p. 178.

Pentru setul de premise $P_1, ...P_n, \sim Q$, coincid perechile contradictorii cu cele din care se deduc concluzii contradictorii?

Ca şi în cazul subcontrarietăţii suntem în situaţia doar de a scoate în evidenţă o relaţie non-clasică preexistentă. În acest caz, non-clasicul evidenţiat este *opoziţia contrară*.

Observaţia că perechile de premise din care decurg contradicţiile nu coincid cu perechile contradictorii de concluzii impune şi pe aceasta cale, inclusiv distincţia între cele două tipuri de opoziţii.

2. CONTRARIETATE ŞI CONTRADICŢIE: DEFINIŢII ŞI REEXPRIMĂRI ALE DEFINIŢIILOR

În cele ce urmează, utilizăm definiţia matriceală şi condiţiile semantice ale *contrarietăţii* şi ale contradicţiei, aşa cum sunt deja definite[3]. Într-un demers anterior am arătat că acest tip de opoziţie neclasică este prezent între funcţiile de adevăr în logica bivalentă clasică[4]. Ceea ce arată mai degrabă întrepătrunderea decât separaţia netă a celor două domenii. Ceea ce presupune recurs atât la definiţia matriceală contrarietăţii, cât şi la aceea a contradicţiei şi respectiv la condiţiile semantice care le fac explicite[5].

Tabel 1: contrarietatea

Dacă $v(p) = 1$ atunci $v(⌐ p) = 0$[6]
Dacă $v(p) = 0$ atunci $v(⌐ p) = 1$ sau $v(⌐ p) = 0$[7]

p	⌐ p
1	0
0	1
	0

Conform *primei condiţii*, contrarele reciproce nu pot fi împreună adevărate. În linia în care $v(p) = 1$ contrara acesteia ⌐ p este falsă. Aceasta poate primi o dublă exprimare: atât în termeni de teoria mulţimilor, antrenând intersecţia sau reuniunea,

[3] Dumitru Gheorghiu, *Intuiţionism, paraconsistenţă, contrarietate şi subcontrarietate*, în vol. *Existenţă, contradicţie, adevăr*, Bucureşti, Editura Trei, 2005, pp. 108–161.

[4] Iliescu, *op. cit.*, pp. 150–178.

[5] D. Gheorghiu, *op. cit.*, p. 132.

[6] *Ibidem*.

[7] *Ibidem*.

cât şi în termeni de logica predicatelor, prin folosirea cuantorilor. Rezultă astfel, în aceeaşi ordine, exprimările:

Intersecţia mulţimilor lor de modele este vidă.
1. $\mathcal{M}(P) \cap \mathcal{M}({\sim}Q) = \emptyset$

Orice model premiselor este contramodel al negaţiei concluziei.
2. $\forall\langle F\rangle(\langle F\rangle \in \mathcal{M}(P) \supset \langle F\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}Q))$

Prima dintre exprimări arată că cele două contrare nu au modele comune.

A doua exprimare arată că orice model al uneia este contramodel celeilalte. Presupunem că am stabilit lista de modele şi de contramodele ale fiecăreia dintre cele două contrare. Oricare model al uneia se va regăsi în lista de contramodele ale celeilalte.

Conform *condiţiei a doua*, în care $v(p) = 0$ contrara acesteia, ⌉p poate fi adevărată sau falsă. Aşadar, contrarele reciproce pot fi împreună false[8]. Ceea ce de asemenea poate primi o dublă exprimare.

Intersecţia mulţimilor lor de contramodele este non-vidă.
3. $\mathcal{CM}(P) \cap \mathcal{CM}({\sim}Q) \neq \emptyset$

Există contramodele care aparţin atât premiselor, cât şi negaţiei concluziei.
4. $\exists\langle F\rangle(\langle F\rangle \in \mathcal{CM}(P) \,\&\, \langle F\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}Q))$

Sintetizând, faptul că P şi ~Q sunt reciproc contrare (⌉*(P, ~Q)*) înseamnă:

⌉(P, ~Q)
1. $\mathcal{M}(P) \cap \mathcal{M}({\sim}Q) = \emptyset$
2. $\forall\langle F\rangle(\langle F\rangle \in \mathcal{M}(P) \supset \langle F\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}Q))$
3. $\mathcal{CM}(P) \cap \mathcal{CM}({\sim}Q) \neq \emptyset$
4. $\exists\langle F\rangle(\langle F\rangle \in \mathcal{CM}(P) \,\&\, \langle F\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}Q))$

Tabel 2. Contradicţia

$v(p) = 1$ ddacă $v({\sim}p) = 0$[9]
$v(p) = 0$ ddacă $v({\sim}p) = 1$[10]

p	~p
1	0
0	1

[8] *Ibidem*.
[9] Gheorghiu, *op. cit.*, p. 110.
[10] *Ibidem*.

În cele de mai jos, doar se presupune că P şi ~Q ar fi contradictorii şi ce ar însemna aceasta. Ceea ce ar însemna că P şi ~Q nu au în comun nici modele, nici contramodele. Ambele intersecţii, atât cea între mulţimile de modele (1), cât şi cea între mulţimile de contramodele (3) sunt vide. Şi oricare model/contramodel aparţine uneia dintre liste dacă şi numai dacă aparţine şi celeilalte liste(2, 4).

$\mathcal{Ctr}(P, \sim Q) =$

1. $\mathcal{CM}(P) \cap \mathcal{CM}(\sim Q) = \varnothing$
2. $\forall <F>(<F> \in \mathcal{CM}(P) \equiv <F> \in \mathcal{M}(\sim Q))$
3. $\mathcal{M}(P) \cap \mathcal{M}(\sim Q) = \varnothing$
4. $\forall <F>(<F> \in \mathcal{M}(P) \equiv <F> \in \mathcal{CM}(\sim Q))$

Intuitiv vorbind, ceea ce reiese din condiţiile semantice şi din definiţia matriceală este că cele două contradictorii îşi inversează reciproc listele de modele şi de contramodele.

D. Gheorghiu defineşte matriceal negaţia neclasică şi o aplică la inferenţele clasice stoiciene, arătând pentru care situaţii, contradicţia, tautologia şi relaţia de consecinţă logică se conservă şi în care nu. Cu alte cuvinte, autorul introduce un operator nou, non-clasic, căruia îi asociază un semn nou[11]. Contextul în care face aceasta este unul logic clasic. El verifică astfel dacă o relaţie clasică se conservă sau nu. În cazul de aici, constatăm prezenţa non-clasicului în contextul clasicului

În cele urmează, folosim aceste instrumente pentru fiecare dintre inferenţele considerate, arătând că:

* conjuncţia premiselor şi negaţia contradictorie a concluziei sunt reciproc contrare;

* din părţi contrare decurg concluzii contradictorii;

* în conjuncţia premiselor şi negaţia contradictorie a concluziei se găseşte o scindare contradictorie;

* din premise contradictorii reies de asemenea concluzii contradictorii.

3. CONJUNCŢIA PREMISELOR *(P ⊃ Q) & P* ŞI NEGAŢIA CONCLUZIEI *~Q* SUNT RECIPROC CONTRARE

Întâi menţionăm că cele două contrare $(p \supset q)\ \&\ p$ şi $\sim q$ au contramodele comune (1). Apoi, introducem lista de ambelor contrare (1.1 şi 1.2). După aceasta, specificăm contramodelele intersecţiei din punctul 1 (1.3).

[11]Gheorghiu, *op. cit.*, p. 131, 133–145.

1. $\mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, p) \cap \mathcal{CM}({\sim}q) \neq \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, p) = \{\langle p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}pq\rangle, \langle{\sim}p{\sim}q\rangle\}$
1.2. $\mathcal{CM}({\sim}q) = \{\langle pq\rangle, \langle{\sim}pq\rangle\}$
1.3. $\{\langle p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}pq\rangle\} \cap \{\langle pq\rangle, \langle{\sim}pq\rangle\} \neq \varnothing$

În loc de cuantorul existențial (4 mai sus), introducem o specificare a sa printr-un contramodel dintre cele ce aparțin intersecției non-vide (1.3).

2. $\langle{\sim}pq\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, p) \,\&\, \langle{\sim}pq\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}q))$

Intersecția modelelor este însă vidă (3). Specificăm lista de modele ale conjuncției premiselor şi ale negației concluziei (3.1, 3.2). După care specificăm intersecția de la 3 prin listele de contramodele (3.3)

3. $\mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, p) \cap \mathcal{M}({\sim}q) = \varnothing$
3.1. $\mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, p) = \{\langle pq\rangle\}$
3.2. $\mathcal{M}({\sim}q) = \{\langle p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}p{\sim}q\rangle\}$
3.3. $\{\langle pq\rangle\} \cap \{\langle p{\sim}q\rangle\} = \varnothing$

În fine, stabilim relația dintre mulțimile de modele şi cele de contramodele, arătând că dacă ceva este model al uneia dintre contrare, aceasta se regăseşte în lista de contramodele ale celeilalte dintre participantele la relația de contrarietate (4). Instanțiem cuantorul universal succesiv prin modelele conjuncției premiselor (4.1) şi apoi prin cel eale negației concluziei (4.2, 4.3).

4) $\forall\langle F\rangle(\langle F\rangle \in \mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, p) \supset \langle F\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}q))$
4.1) $\langle pq\rangle \in \mathcal{M}(((p \supset q) \,\&\, p)) \supset \langle pq\rangle \in \mathcal{CM}({\sim}q)$
4.2) $\langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}({\sim}q) \supset \langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, p)$
4.3) $\langle{\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}({\sim}q) \supset \langle{\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, p)$

Ceea ce arată un raport de contrarietate între părțile menționate.

3.1. DIN CONTRARELE *(P ⊃ Q) & P* ŞI *~Q* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Fiindcă *(p ⊃ q) & p* şi *~q* sunt *contrare* urmează că nu sunt reciproc *contradictorii*. Astfel, avem următoarele deducții conform schemelor menționate deasupra lor:

Tabel 3. Din premise contrare, concluzii contradictorii

Modus ponens	*Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică*
$p \supset q, p \vdash q$	$\sim q \vdash \sim q$

Ceea ce înseamnă că din perechea de *contrare*, decurg *concluzii contradictorii*. De unde putem deja concluziona că tipul de opoziţie dintre concluzii nu poate fi generalizat asupra premiselor lor.

3.2. PREMISA $P \supset Q$ ŞI P & $\sim Q$ SUNT RECIPROC CONTRADICTORII

În mulţimea $p \supset q$, p, $\sim q$ se găseşte o scindare, astfel încât aceasta să conţină părţi reciproc contradictorii. Aceasta înseamnă să arătăm întâi că cele două părţi nu au nici contramodele (1) şi nici modele comune (2).

$\mathcal{Ctr}(p \supset q, p \mathbin{\&} \sim q)$
1. $\mathcal{CM}(p \supset q) \cap \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} \sim q) = \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}(p \supset q) = <p{\sim}q>$
1.2. $\mathcal{CM}(p \mathbin{\&} \sim q) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
1.3. $\{<p{\sim}q>\} \cap \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\} = \varnothing$

2. $\mathcal{M}(p \supset q) \cap \mathcal{M}(p \mathbin{\&} \sim q) = \varnothing$
2.1. $\mathcal{M}(p \supset q) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
2.2. $\mathcal{M}(p \mathbin{\&} \sim q) = \{<p{\sim}q>\}$
2.3. $\{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\} \cap \{<p{\sim}q>\} = \varnothing$

Apoi arătăm atât că toate contramodelele lui $p \supset q$ sunt modele ale lui p & $\sim q$ şi invers, cât şi că toate contramodelele lui p & $\sim q$ sunt modele ale lui $p \supset q$ şi invers (3-4.3).

3. $<p{\sim}q> \in \mathcal{CM}(p \supset q) \equiv <p{\sim}q> \in \mathcal{M}(p \mathbin{\&} \sim q))$
4.1. $<pq> \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} \sim q) \equiv <pq> \in \mathcal{M}(p \supset q)$
4.2. $<{\sim}pq> \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} \sim q) \equiv <{\sim}pq> \in \mathcal{M}(p \supset q)$
4.3. $<{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} \sim q) \equiv <{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{M}(p \supset q)$

3.3. DIN CONTRADICTORIILE $P \supset Q$ ŞI P & $\sim Q$ DECURG CONCLUZII CONTRADICTORII

Premisa $(p \supset q)$ şi p & ~q sunt reciproc *contradictorii*. Ne bazăm pe echivalenţa: $p \mathbin{\&} \sim q \equiv \sim(p \supset q)$. Astfel, avem următoarele deducţii conform schemelor menţionate deasupra lor:

Tabel 4

Reflexivitatea relației de consecință logică	
$p \supset q \vdash p \supset q$	$p \,\&\, {\sim}q \vdash {\sim}(p \supset q)$

Ceea ce înseamnă că din perechea de *contrare* decurg *concluzii contradictorii*.

În sinteză, pe de o parte, din perechea de contrare decurg concluzii contradictorii. Pe de altă parte, se găsește o scindare în părți contradictorii din care de asemenea decurg concluzii contradictorii. Ca urmare, în cazul lui *modus ponens*, din faptul s-au dedus concluzii contradictorii, nu este cazul să concluzionăm că premisele, din care au fost deduse aceste concluzii, sunt ele însele contradictorii. Cu alte cuvinte, nu numai din premise contradictorii decurg concluzii contradictorii.

4. CONJUNCȚIA PREMISELOR *(P ⊃ Q) & ~Q* ȘI NEGAȚIA CONCLUZIEI *~P* SUNT RECIPROC *CONTRARE*

Arătăm pentru schema *modus tollens* că premisele acesteia $(p \supset q) \,\&\, {\sim}q$ și negația concluziei sale sunt reciproc contrare:

1. $\mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) \cap \mathcal{CM}(p) \neq \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) = \{\langle pq\rangle, \langle p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}pq\rangle\}$
1.2. $\mathcal{CM}(p) = \{\langle{\sim}pq\rangle, \langle{\sim}p{\sim}q\rangle\}$
1.3. $\{\langle pq\rangle, \langle p{\sim}q\rangle, \langle{\sim}pq\rangle\} \cap \{\langle{\sim}pq\rangle, \langle{\sim}p{\sim}q\rangle\} \neq \varnothing$
2.2. $\langle{\sim}pq\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) \,\&\, \langle{\sim}pq\rangle \in \mathcal{CM}(p)$
3) $\mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) \cap \mathcal{M}(p) = \varnothing$
3.1) $\mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) = \{\langle{\sim}p{\sim}q\rangle\}$
3.2) $\mathcal{M}(p) = \{\langle pq\rangle, \langle p{\sim}q\rangle\}$
3.3) $\{\langle{\sim}p{\sim}q\rangle\} \cap \{\langle pq\rangle, \langle p{\sim}q\rangle\} = \varnothing$
4.1. $\langle{\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q) \supset \langle{\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}(p)$
4.2. $\langle pq\rangle \in \mathcal{M}(p) \supset \langle pq\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q)$
4.3. $\langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}(p) \supset \langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}((p \supset q) \,\&\, {\sim}q)$

4.1. DIN CONTRARELE *(P ⊃ Q) & ~Q* ȘI *~P* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Cele două părți $(p \supset q) \,\&\, {\sim}q$ și p, fiind *contrare*, nu sunt reciproc *contradictorii*. Sunt posibile astfel următoarele deducții conform schemelor menționate deasupra lor:

Tabel 5. Din premise contrare, concluzii contradictorii

Modus tollens	*Reflexivitatea relației de consecință logică*
$p \supset q, {\sim}q \vdash {\sim}p$	$p \vdash p$

Ceea ce arată şi, în acest caz, că din perechea de *contrare*, decurg *concluzii contradictorii*. Şi aici, tipul de opoziţie dintre concluzii nu poate fi generalizat asupra premiselor lor.

4.2. PREMISA $P \supset Q$ ŞI ${\sim}Q$ & P SUNT RECIPROC CONTRADICTORII

Observaţia care se impune este aceea că premisele şi negaţia concluziei alcătuiesc aceeaşi tripletă atât în cazul lui *modus ponens*, cât şi al lui *modus tollens*. De aceea, comentariile sunt asemănătoare. În mulţimea $p \supset q, {\sim}q, p$ se găseşte o scindare contradictorie. Aceasta înseamnă să arătăm întâi că cele două părţi nu au nici contramodele (1) şi nici modele comune (2).

Contradicţia între $p \supset q$ şi $p \,\&\, {\sim}q$ înseamnă că lista de contramodele (1-1.3) a celor două părţi are o intersecţie vidă:

$\mathcal{Ctr}(p \supset q, p \,\&\, {\sim}q)$
1. $\mathcal{CM}(p \supset q) \cap \mathcal{CM}(p \,\&\, {\sim}q) = \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}(p \supset q) = <p{\sim}q>$
1.2. $\mathcal{CM}(p \,\&\, {\sim}q) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
1.3. $\{<p{\sim}q>\} \cap \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\} = \varnothing$

Contradicţia mai înseamnă şi că lista de modele (2-2.3) a aceloraşi două părţi are o intersecţie vidă:

2. $\mathcal{M}(p \supset q) \cap \mathcal{M}(p \,\&\, {\sim}q) = \varnothing$
2.1. $\mathcal{M}(p \supset q) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
2.2. $\mathcal{M}(p \,\&\, {\sim}q) = \{<p{\sim}q>\}$
2.3. $\{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\} \cap \{<p{\sim}q>\} = \varnothing$

În fine, aceeaşi mai înseamnă şi că orice aparţine contramodelelor uneia dintre părţi dacă şi numai dacă aparţine modelelor celeilalte părţi (3-4.3):

3. $<p{\sim}q> \in \mathcal{CM}(p \supset q) \equiv <p{\sim}q> \in \mathcal{M}(p \,\&\, {\sim}q))$
4.1. $<pq> \in \mathcal{CM}(p \,\&\, {\sim}q) \equiv <pq> \in \mathcal{M}(p \supset q)$
4.2. $<{\sim}pq> \in \mathcal{CM}(p \,\&\, {\sim}q) \equiv <{\sim}pq> \in \mathcal{M}(p \supset q)$
4.3. $<{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{CM}(p \,\&\, {\sim}q) \equiv <{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{M}(p \supset q)$

4.3. DIN CONTRADICTORIILE $P \supset Q$ ŞI $\sim Q$ & P DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Implicaţia $p \supset q$ şi conjuncţia $\sim q$ & p sunt reciproc *contradictorii*. Folosind echivalenţa: $\sim q$ & $p \equiv \sim(p \supset q)$, putem arăta prin deducţiile de mai jos cum decurg concluzii contradictorii din premise contradictorii:

Tabel 6

Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică	
$p \supset q \vdash p \supset q$	$\sim q$ & $p \vdash \sim(p \supset q)$

Ceea ce înseamnă că şi pentru tripleta $p \supset q$, $\sim q$, p se găseşte o scindare *contradictorie* din care să decurgă *concluzii contradictorii*.

În sinteză, pentru *modus tollens* se pot spune lucruri similare celor pentru *modus ponens*. Astfel atât din premise contrare cât şi din cele contradictorii pot să decurgă concluzii contradictorii. Cu alte cuvinte, nu numai din premise contradictorii decurg concluzii contradictorii.

5. CONJUNCŢIA PREMISELOR (P V Q) & $\sim P$ ŞI NEGAŢIA CONCLUZIEI $\sim Q$ SUNT RECIPROC *CONTRARE*

Conjuncţia premiselor *(p v q) & ~p* şi negaţia concluziei ~q au contramodele comune (1). Observând listele de contramodele ale celor două (1.1 şi 1.2), exemplificarea celor două liste evidenţiază non-viditatea acesteia (1.3). Ceea ce face intersecţia non-vidă este apartenenţa contramodelului <pq> la ambele liste de contramodele.

1. $\mathcal{CM}((p \vee q) \,\&\, \sim p) \cap \mathcal{CM}(\sim q) \neq \emptyset$
1.1. $\mathcal{CM}((p \vee q) \,\&\, \sim p) = \{<pq>, <p{\sim}q>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
1.2. $\mathcal{CM}(\sim q) = \{<pq>, <{\sim}pq>\}$
1.3. $\{<pq>, <p{\sim}q>, <{\sim}p{\sim}q>\} \cap \{<pq>, <{\sim}pq>\} \neq \emptyset$
2. $<pq> \in \mathcal{CM}((p \vee q) \,\&\, \sim p) \,\&\, <pq> \in \mathcal{CM}(\sim q)$

Lista de modele este vidă (3). Examinând listele de modele ale contrarelor (3.1 şi 3.2), putem explicita această intersecţie. Astfel, devine evidentă absenţa oricărui model comun (3.3). Pentru ambele părţi, lista de modele a uneia se include în lista de contramodele celeilalte. Ceea ce înseamnă că orice model al uneia dintre părţi se va regăsi în lista de contramodele a celeilalte.

3) $\mathcal{M}((p \vee q) \,\&\, {\sim}p) \cap \mathcal{M}({\sim}q) = \varnothing$
3.1) $\mathcal{M}((p \vee q) \,\&\, {\sim}p) = \{\langle {\sim}pq \rangle\}$
3.2) $\mathcal{M}({\sim}q) = \{\langle p{\sim}q \rangle, \langle {\sim}p{\sim}q \rangle\}$
3.3) $\{\langle {\sim}pq \rangle\} \cap \{\langle p{\sim}q \rangle, \langle {\sim}p{\sim}q \rangle\} = \varnothing$
4.1. $\langle {\sim}pq \rangle \in \mathcal{M}((p \vee q) \,\&\, {\sim}p) \supset \langle {\sim}pq \rangle \in \mathcal{CM}({\sim}q)$
4.2. $\langle p{\sim}q \rangle \in \mathcal{M}({\sim}q) \supset \langle p{\sim}q \rangle \in \mathcal{CM}((p \vee q) \,\&\, {\sim}p)$
4.3. $\langle {\sim}p{\sim}q \rangle \in \mathcal{M}({\sim}q) \supset \langle {\sim}p{\sim}q \rangle \in \mathcal{CM}((p \vee q) \,\&\, {\sim}p)$

5.1. DIN CONTRARELE *(P V Q) & ~P* ŞI *~Q* DECURG CONCLUZII CONTRADICTORII

Părţile în discuţie *(p v q) & ~p* şi *~q* sunt *contrare*. Ceea ce exclude ca ele să fie reciproc *contradictorii*. În tabelul de mai jos, arătăm că aceste premise şi schemele deductive menţionate în linia care li se suprapune permit următoarele deducţii:

Tabel 7. Din premise contrare, concluzii contradictorii

Silogism disjunctiv	*Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică*
$p \vee q, {\sim}p \vdash q$	${\sim}q \vdash {\sim}q$

Silogismul disjunctiv se adaugă seriei de exemple conform cărora din premise *contrare*, decurg *concluzii contradictorii*. Ca urmare, tipul de opoziţie dintre concluzii, anume *contradicţia*, nu poate fi generalizat asupra premiselor.

5.2. PREMISA (*P V Q*) ŞI *~P & ~Q* SUNT RECIPROC *CONTRADICTORII*

Premisa *p v q* şi *~p & ~q* nu au contramodele comune (1). Intersecţia celor două liste de contramodele evidenţiază această situaţie (1.3). Aceeşi este şi situaţia intersecţiei şi pentru modelele celor două părţi (2). Examinând cele două liste de modele (2.1 şi 2.2), se poate vedea că nu au niciun element în comun. Ca urmare, fiecare model al unei premise este regăsit în lista de contramodele ale celeilalte premise şi reciproc.

$Ctr(p \vee q, {\sim}p \,\&\, {\sim}q)$
1. $\mathcal{CM}(p \vee q) \cap \mathcal{CM}({\sim}p \,\&\, {\sim}q) = \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}(p \vee q) = \{\langle {\sim}p{\sim}q \rangle\}$
1.2. $\mathcal{CM}({\sim}p \,\&\, {\sim}q) = \{\langle pq \rangle, \langle {\sim}pq \rangle, \langle p{\sim}q \rangle\}$
1.3. $\{\langle {\sim}p{\sim}q \rangle\} \cap \{\langle pq \rangle, \langle {\sim}pq \rangle, \langle p{\sim}q \rangle\} = \varnothing$

2. $\mathcal{M}(p \text{ v } q) \cap \mathcal{M}({\sim}p \;\&\; {\sim}q) = \varnothing$
2.1. $\mathcal{M}(p \text{ v } q) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <p{\sim}q>\}$
2.2. $\mathcal{M}({\sim}p \;\&\; {\sim}q) = \{<{\sim}p{\sim}q>\}$
2.3. $\{<pq>, <{\sim}pq>, <p{\sim}q>\} \cap \{<{\sim}p{\sim}q>\} = \varnothing$
3.1. $<{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{CM}(p \text{ v } q) \equiv <{\sim}p{\sim}q> \in \mathcal{M}({\sim}p \;\&\; {\sim}q))$
3.2. $<pq> \in \mathcal{CM}({\sim}p \;\&\; {\sim}q) \equiv <pq> \in \mathcal{M}(p \text{ v } q)$
3.3. $<{\sim}pq> \in \mathcal{CM}({\sim}p \;\&\; {\sim}q) \equiv <{\sim}pq> \in \mathcal{M}(p \text{ v } q)$
3.4. $<p{\sim}q> \in \mathcal{CM}({\sim}p \;\&\; {\sim}q) \equiv <p{\sim}q> \in \mathcal{M}(p \text{ v } q)$

Ceea ce dovedeşte că este posibilă o scindare a tripletei *p v q, ~p, ~q*, astfel ca scindarea să fie contradictorie.

5.3. DIN CONTRADICTORIILE *(P V Q)* ŞI *~P & ~Q* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Disjuncţia *p v q* şi conjuncţia *~q & ~p* sunt reciproc *contradictorii*. Introducem echivalenţa: *~q & ~p ≡ ~(p v q)*. Această echivalenţă face posibil ca două deducţii de mai jos să se subordoneze împreună reflexivităţii relaţiei de consecinţă logică. Astfel, deducem concluzii contradictorii:

Tabel 8

Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică	
$p \text{ v } q \vdash p \text{ v } q$	${\sim}p \;\&{\sim}q \vdash {\sim}(p \text{ v } q)$

Sintetizând cu referire la silogismul disjunctiv, inclusiv din premise contrare, nu neapărat din cele contradictorii decurg concluzii contradictorii.

6. CONJUNCŢIA PREMISELOR *(~P V ~Q) & P* ŞI NEGAŢIA CONCLUZIEI *Q* SUNT RECIPROC *CONTRARE*

Întâi arătăm că intersecţia contramodelelor este non-vidă. Aceasta înseamnă că *(~p v ~q) & p*, pe de o parte, şi *q*, pe de altă parte, au contramodele comune. Ceea ce se poate exemplifica (2). Spre deosebire de contramodele, nu există modele comune, deci intersecţia acestora este vidă (3 – 3.3). Adică un model al uneia dintre părţi va fi prezent în lista de contramodele a celeilalte părţi:

1. $\mathcal{CM}(({\sim}p \text{ v } {\sim}q) \;\&\; p) \cap \mathcal{CM}(q) \neq \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}(({\sim}p \text{ v } {\sim}q) \;\&\; p) = \{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
1.2. $\mathcal{CM}(q) = \{<p{\sim}q>, <{\sim}p{\sim}q>\}$
1.3. $\{<pq>, <{\sim}pq>, <{\sim}p{\sim}q>\} \cap \{<p{\sim}q>, <{\sim}p{\sim}q>\} \neq \varnothing$

2. $\langle\sim p\sim q\rangle \in \mathcal{CM}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p)\ \&\ \langle\sim p\sim q\rangle \in \mathcal{CM}(q)$
3. $\mathcal{M}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p) \cap \mathcal{M}(q) = \varnothing$
3.1. $\mathcal{M}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p) = \{\langle p\sim q\rangle\}$
3.2. $\mathcal{M}(q) = \{\langle pq\rangle, \langle\sim pq\rangle\}$
3.3. $\{\langle p\sim q\rangle\} \cap \{\langle pq\rangle, \langle\sim pq\rangle\} = \varnothing$
4.1. $\langle p\sim q\rangle \in \mathcal{M}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p) \supset \langle p\sim q\rangle \in \mathcal{CM}(q)$
4.2. $\langle pq\rangle \in \mathcal{M}(q) \supset \langle pq\rangle \in \mathcal{CM}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p)$
4.3. $\langle\sim pq\rangle \in \mathcal{M}(q) \supset \langle\sim pq\rangle \in \mathcal{CM}((\sim p \text{ v } \sim q)\ \&\ p)$

6.1. DIN CONTRARELE *(~P V ~Q) & P* ŞI *Q* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Conjuncţia *(~p v ~q) & p* şi *q* sunt doar *contrare* nu şi reciproc *contradictorii*. În tabelul următor este vizibil că aceste premise şi schemele deductive menţionate în linia care li se suprapune permit deducerea unor concluzii contradictorii:

Tabel 9. Din premise contrare, concluzii contradictorii

Silogism de incompatibilitate	*Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică*
$\sim p \text{ v } \sim q, p \vdash \sim q$	$q \vdash q$

Silogismul de incompatibilitate este de asemenea caracterizabil prin faptul că din premise *contrare*, decurg *concluzii contradictorii*. Tipul de opoziţie dintre concluzii, anume *contradicţia*, nu poate fi generalizat asupra premiselor.

6.2. PREMISA *~P V ~Q* ŞI CONJUNCŢIA *P & Q* SUNT RECIPROC CONTRADICTORII

Premisa *p v q* şi conjuncţia celeilalte premise *~p* cu negaţia concluziei *~q* nu au contramodele comune (1). Intersecţia celor două liste de contramodele evidenţiază această situaţie (1.3). Aceeaşi este şi situaţia intersecţiei şi pentru modelele celor două părţi (2). Examinând cele două liste de modele (2.1 şi 2.2), se poate vedea că nu au niciun element în comun. Ca urmare, fiecare model al unei premise este regăsit în lista de contramodele ale celeilalte premise şi reciproc.

$\mathcal{C}tr(\sim p \text{ v } \sim q, p\ \&\ q)$
1. $\mathcal{CM}(\sim p \text{ v } \sim q) \cap \mathcal{CM}(p\ \&\ q) = \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}(\sim p \text{ v } \sim q) = \{\langle\sim p\sim q\rangle\}$
1.2. $\mathcal{CM}(p\ \&\ q) = \{\langle p\sim q\rangle, \langle\sim pq\rangle, \langle\sim p\sim q\rangle\}$
1.3. $\{\langle\sim p\sim q\rangle\} \cap \{\langle p\sim q\rangle, \langle\sim pq\rangle, \langle\sim p\sim q\rangle\} = \varnothing$

2. $\mathcal{M}(\sim p \vee \sim q) \cap \mathcal{M}(p \mathbin{\&} q) = \varnothing$
2.1. $\mathcal{M}(\sim p \vee \sim q) = \{\langle p{\sim}q\rangle, \langle {\sim}pq\rangle, \langle {\sim}p{\sim}q\rangle\}$
2.2. $\mathcal{M}(p \mathbin{\&} q) = \{\langle {\sim}p{\sim}q\rangle\}$
2.3. $\{\langle p{\sim}q\rangle, \langle {\sim}pq\rangle, \langle {\sim}p{\sim}q\rangle\} \cap \{\langle {\sim}p{\sim}q\rangle\} = \varnothing$
3.1. $\langle {\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}(\sim p \vee \sim q) \equiv \langle {\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}(p \mathbin{\&} q)$
3.2. $\langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} q) \equiv \langle p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}(\sim p \vee \sim q)$
3.3. $\langle {\sim}pq\rangle \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} q) \equiv \langle {\sim}pq\rangle \in \mathcal{M}(\sim p \vee \sim q)$
3.4. $\langle {\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{CM}(p \mathbin{\&} q) \equiv \langle {\sim}p{\sim}q\rangle \in \mathcal{M}(\sim p \vee \sim q)$

Astfel, este posibilă o scindare contradictorie a tripletei *p v q, ~p, ~q*.

6.3. DIN CONTRADICTORIILE *~P V ~Q* ŞI *P & Q* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Incompatibilitatea *~p v ~q* şi conjuncţia *p & q* sunt reciproc *contradictorii*. Introducem echivalenţa: *p & q ≡ ~(~p v ~q)*. Aceasta face posibil ca ambele deducţii de mai jos să se subordoneze împreună reflexivităţii relaţiei de consecinţă logică, astfel încât să obţinem concluzii contradictorii:

Tabel 10

Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică	
$\sim p \vee \sim q \vdash \sim p \vee \sim q$	$p \mathbin{\&} q \vdash \sim(\sim p \vee \sim q)$

Aşadar, secvenţa de semne *~p v ~q, p, q* conţine o scindare posibilă care este *contradictorie*, din care decurg *concluzii contradictorii*.

Sintetizând cu referire la silogismul de incompatibilitate, atât din premise contrare, cât şi din cele contradictorii decurg concluzii contradictorii. De aceea nu ar fi corect să concluzionăm concluzii contradictorii, ci din cele contrare.

7. CONJUNCŢIA PREMISELOR (P +[12] Q) *& P* ŞI NEGAŢIA CONCLUZIEI SUNT RECIPROC CONTRARE

Acest raţionament se deosebeşte întrucâtva de precedentele. Premisele lui nu sunt reciproc subcontrare. Dar conjuncţia premiselor sale şi negaţia concluziei sunt reciproc contrare, ca şi în cazul celorlalte raţionamente stoiciene testate deja.

Ceea ce revine la a arăta, în primul rând, că intersecţia contramodelelor este non-vidă (1), respectiv că *(p + q) & p*, pe de o parte, şi *q*, pe de altă parte, au

[12] Gheorghe Enescu, *Logică şi adevăr*, Editura Politică, Bucureşti, 1967, p. 235.

contramodele comune (1.1 – 1.3). În al doilea rând, se va exemplifica non-viditatea acestei intersecţii, prin dubla apartenenţă contramodelului $<\sim p \sim q>$ atât la mulţimea de contramodele a conjuncţiei premiselor, cât şi la la aceea negaţiei concluziei (2). În al treilea rând, arătăm că nu există modele comune celor două părţi (3, 3.1, 3.2). În al patrulea rând, arătăm că alineatele 3 înseamnă că fiecare model al conjuncţiei premiselor se va regăsi automat în lista de contramodele ale negaţiei concluziei (4.1 – 4.2).

1. $\mathcal{CM}((p + q) \ \& \ p) \cap \mathcal{CM}(q) \neq \varnothing$
1.1. $\mathcal{CM}((p + q) \ \& \ p) = \{<pq>, <\sim pq>, <\sim p\sim q>\}$
1.2. $\mathcal{CM}(q) = \{<p\sim q>, <\sim p\sim q>, \}$
1.3. $\{\{<pq>, <\sim pq>, <\sim p\sim q>\} \cap \{<p\sim q>, <\sim p\sim q>\} \neq \varnothing$
2. $<\sim p\sim q> \in \mathcal{CM}((p + q) \ \& \ p) \ \& \ <\sim p\sim q> \in \mathcal{CM}(q)$
3. $\mathcal{M}((p + q) \ \& \ p) \cap \mathcal{M}(q) = \varnothing$
3.1. $\mathcal{M}((p + q) \ \& \ p) = \{<p\sim q>\}$
3.2. $\mathcal{M}(q) = \{<pq>,<\sim pq>\}$
3.3. $\{<p\sim q>\} \cap \{<pq>, <\sim pq>\} = \varnothing$
4.1. $<p\sim q> \in \mathcal{M}((p + q) \ \& \ p) \supset <p\sim q> \in \mathcal{CM}(q)$
4.2. $<pq> \in \mathcal{M}(q) \supset <pq> \in \mathcal{CM}((p + q) \ \& \ p)$
4.3. $<\sim pq> \in \mathcal{M}(q) \supset <\sim pq> \in \mathcal{CM}((p + q) \ \& \ p)$

7.1. DIN CONTRARELE *(P + Q) & P* ŞI *Q* DECURG CONCLUZIILE CONTRADICTORII

Conjuncţia premiselor *(p + q) & p* şi *q* nu sunt reciproc *contradictorii*. Cu toate acestea, din ele se pot deduce concluzii contradictorii. Ceea ce se arată în tabelul de mai jos:

Tabel 11. Din premise contrare, concluzii contradictorii

Silogism disjunctiv exclusiv	*Reflexivitatea relaţiei de consecinţă logică*
$p + q, p \vdash \sim q$	$q \vdash q$

Deşi silogismul disjunctiv exclusiv este o excepţie în raport cu celelalte indemonstrabile, sub raportul subcontrarietăţii premiselor sale, acestea fiind independente, el nu este o excepţie sub alt raport. Anume, premisele sale sunt *contrare* şi din ele decurg *concluzii contradictorii*. Încât, ca şi la celelalte inferenţe clasice, tipul de opoziţie dintre concluzii, anume *contradicţia*, nu poate fi generalizat asupra premiselor.

7.2. NU EXISTĂ O SCINDARE ÎN PĂRŢI CONTRADICTORII PENTRU SILOGISMUL DISJUNCTIV EXCLUSIV

Pentru celelalte inferenţe, scindarea în părţi *contrare*, din care derivă concluzii contradictorii, este dată de însăşi componenţa iniţială a acestor inferenţe, respectiv premisele P_1, P_2, pe de o parte, şi negaţia concluziei $\sim Q$, pe de altă parte. Pe când scindarea în părţi *contradictorii* este una dintre celelalte rămase disponibile, de altfel puţine la număr şi trebuie căutată. Pentru silogismul disjunctiv exclusiv, niciuna dintre variantele posibile de scindare a mulţimii $\{P_1, P_2, \sim Q\}$, respectiv premisele silogismului disjunctiv şi negaţia concluziei $\{p + q, p, q\}$, nu conduce la două subseturi contradictorii. Ca urmare, pentru silogismul disjunctiv exclusiv nu există posibilitatea de a deduce concluzii contradictorii din premise aflate în acelaşi tip de opoziţie cu concluziile.

8. CONCLUZII

O proprietate de bază a fost *asociativitatea* conjuncţiei. Diferite metode în logica clasică folosesc din plin această proprietate. Inclusiv autorii români au scos în evidenţă aceasta, ca o regulă în metoda formelor normale[13], cât şi ca teoremă în axiomatica[14]. Nu este atât o proprietate spectaculoasă, cât bazală. Oricum asociem sau scindăm o conjuncţie, valoarea ei logică pe ansamblul este aceeaşi. Cu toate acestea, diferite scindări produc diferite tipuri de opoziţie între părţile scindate. Unele scindări creează părţi reciproc contrare, alte scindări creează părţi reciproc contradictorii. Ceea ce considerăm că, într-un fel, atrage atenţia asupra acestei proprietăţi.

Mulţimea potenţială[15] – sau mulţimea putere[16] – este constitutivă demersului scindării de mai sus. Ea se referă la mulţimea tuturor submulţimilor unei mulţimi date[17]. În acest caz este vorba despre premise şi negaţia concluziei. Fie mulţimea de referinţă este $S = \{P1, P2, \sim Q\}$. Iar mulţimea potenţială a acesteia este: $\mathcal{P}(S) = \{\{\varnothing\}, \{P1\}, \{P2\}, \{\sim Q\}, \{P1, P2\}, \{P1, \sim Q\}, \{P2, \sim Q\}, \{P1, P2, \sim Q\}\}$. În cele mai multe dintre cazuri sunt utilizate $\{P1, P2\}$ în contrarietate cu $\sim Q$ şi apoi $\{P1\}$ în contradicţie cu $\{P2, \sim Q\}$.

În toate cazurile analizate am arătat că, deşi din setul de premise P_1, P_2, pe de o parte, şi din $\sim Q$, pe de altă parte, decurg concluzii contradictorii, totuşi cele două

[13] Cornel Popa, *Logică şi metalogică*, vol. I, Bucureşti, Editura Fundaţiei România de Mâine, 2000, p. 117, 119, 120.

[14] Idem, *Logica predicatelor*, Bucureşti, Editura Hyperion, 1999, p. 175.

[15] Gheorghe Enescu, *Dicţionar de logică*, Bucureşti, Editura Ştiinţifică şi Enciclopedică, 1985, p. 249.

[16] Antony Flew, *Dicţionar de Filosofie şi Logică*, Bucureşti, Editura Humanitas, 2006, p. 273.

[17] Steven G. Simpson, *Mathematical Logic*, 2011, p. 105, 106, 107.

părţi $\{P_1, P_2\}$ şi $\sim Q$ nu sunt reciproc contradictorii, ci contrare. Exceptând ultimul caz analizat, s-au găsit şi perechi de astfel de submulţimi de premise contradictorii din care să rezulte concluzii contradictorii.

Generalizând, tipul de opoziţie dintre concluzii nu poate fi extins asupra premiselor acestora. Într-un articol anterior am arătat că ipoteza conform căreia din tipul opoziţie dintre concluzii se propagă asupra premiselor[18] se infirmă[19]. Trebuie făcute două menţiuni. Prima menţiune este că atât premisele cât şi concluziile în discuţie erau funcţii de adevăr. A doua menţiune este că relaţia între acele funcţii, avută în vedere acolo, era una de consecinţă logică imediată. Chiar şi aşa, pentru inferenţele stoiciene analizate aici, conjuncţiile premiselor au configuraţia valorică a unora dintre funcţiile de adevăr, la fel şi negaţiile concluziilor. Încât, comparând P_1 & P_2 cu $\sim Q$, reiterăm relaţia dintre omoloagele lor verifuncţionale.

Putem reda sintetic rezutatele şi în forma următorului tabel. Pentru *modus ponens*, conjuncţia dintre p[20] şi $p \supset q$[21] coincide ca şir de valori logice cu şirul de valori ale conjuncţiei[22]. Aceasta la rândul său şi negaţia concluziei $\sim q$[23] sunt reciproc contrare. Explicit spus, premisele şi negaţia concluziei lui *modus ponens* sunt reciproc contrare. După acest model de analiză, construim mai jos un tabel care în prima coloană reţine numele schemei de inferenţă. Coloanele $1.P_1$ şi $3.P_2$ reţin premisele schemei respective. Între ele este situată coloana $2.\ f_i$ adică funcţia de adevăr cu ale cărei valori este echivalentă conjuncţia dintre P_1 şi P_2. Ultima coloană este negaţia concluziei $5.\sim Q$. Între coloana $2.\ f_i$ şi $5.\sim Q$ este coloana care exprimă tipul de opoziţie între $2.\ f_i$ şi $5.\sim Q$.

Pentru următoarele scheme de inferenţă, urmărim aceeaşi idee: tipul de opoziţie dintre conjuncţia premiselor şi negaţia concluziei. Ar fi de remarcat că, deşi de fiecare dată premisele sunt în conjuncţie, totuşi mulţimea de modele, respectiv contramodele, coincide cu a unei alte funcţii de adevăr, de la o schemă la alta. Astfel în cazul lui *modus ponens*, modele conjuncţiei premiselor sunt aceleaşi cu ale conjuncţiei. Pe când în cazul lui *modus tollens* identificarea se face cu anti-disjuncţia, respectiv incompatibilitatea. Cu toate acestea, pentru *modus tollens*, şirul de valori ale conjuncţiei dintre $\sim q$[24] şi $p \supset q$[25] coincide cu cel al antidisjuncţiei[26], care este reciproc contrară cu p[27].

[18] Gabriel Iliescu, *Negaţii neclasice, opoziţii între premise şi între concluzii*, în *Probleme de logică*, vol. XIII, Bucureşti, Editura Academiei Române, 2010, p. 150.
[19] *Ibidem*, p. 178.
[20] *Ibidem*, p. 155.
[21] *Ibidem*, p. 155–156.
[22] *Ibidem*.
[23] *Ibidem*, p. 157.
[24] *Ibidem*.
[25] *Ibidem* , p. 155–156.
[26] *Ibidem*, p. 158.
[27] *Ibidem*.

Tabel 12. Funcții de adevăr între premise
și contrarietatea cu negația concluziei

	1.P_1	2. f_i (1, 2)	3.P_2	4. Opoziție f_i, ~Q (2, 5)	5.~Q
1. Modus ponens	p[28]	&[29]	p ⊃ q[30]	╕	~q
2. Modus tollens	~q[31]	↙	p ⊃ q[32]	╕	p
3. Silogism disjunctiv	~p	⊄	p v q	╕	~q[33]
4. Silogism de incompatibilitate	p[34]	⊅	~p v ~q[35]	╕	q
5. Silogism disjunctiv exclusiv	p[36]	⊅	p +[37] q[38]	╕	q[39]

Perechile de premise indemonstrabilelor[40] stoiciene sunt anumite selecții din submulțimea de selecții posibile din tabelul funcțiilor de adevăr. Aceste selecții sunt puse în conjuncție. Astfel de conjuncții coincid cu alte funcții de adevăr din același tabel. Deși conjuncția premiselor silogismului de incompatibilitate și a celui de disjuncție exclusivă coincid prin antiimplicație, totuși cele două nu sunt reciproc subcontrare.

Ideea că din premise *contradictorii* sau din premise *contrare* pot deriva concluzii contradictorii poate fi captată prin implicația strictă a lui Clarence Irving Lewis, prin următoarea metaschemă de inferență în cele două variante:

Tabel 13. Deductibiltiate și implicație strictă

P ⊢ Q, ~P ⊢ ~Q	P ⥽ Q, ~P ⥽ ~Q
P ⊢ Q, ╕P ⊢ ~Q	P ⥽ Q, ╕P ⥽ ~Q
(P , ╕P) v (P, ╕P) ⊢ Q, ~Q	(P , ╕P) v (P, ╕P) ⥽ Q, ~Q

[28] *Ibidem*.
[29] *Ibidem*, p. 156.
[30] *Ibidem*, p. 155–156.
[31] *Ibidem*, p. 157.
[32] *Ibidem*, p. 155–156.
[33] *Ibidem*, p. 158.
[34] *Ibidem*, p. 155.
[35] *Ibidem*, p. 157.
[36] *Ibidem*, p. 155.
[37] Enescu, *op. cit.*, p. 235.
[38] *Ibidem*, p. 157.
[39] *Ibidem*, p. 156.
[40] Diogene Laertios, *op. cit.*, p. 352.

Contradicţia premiselor nu se propagă întotdeauna asupra concluziei. Ca urmare, nu putem concluziona asupra contradicţiei premiselor pornind de la contradicţia concluziilor.

Premisele acestei metascheme sunt unul dintre membrii unei teoreme de echivalenţă din logica modală aletică ale lui Clarence Irving Lewis. De aceea, trimitem la această teoremă[41], prezentată ca T10 din sistemul T[42]. Aceasta este vizibil conexă problemei dezbătute în acest articol.

Mai mult decât concluzia, chiar echivalenţa acestei duble implicaţii stricte este că o premisă din care rezultă contradicţii este arătată ca *necesar falsă*[43]. Autorul invocat indică un punct de plecare pentru demonstrare, o expresie ce conţine semnul ⊥. Acesta este interpretat ca însemnând *contradicţia* – deci nu *contrarietatea* şi nici *inconsistenţa*- şi aceasta se redă prin L~p[44], *deci necesar fals*. Iar teorema poate fi reformulată ca în rândul 2, chiar dacă autorul invocat nu procedează aşa:

Tabel 14. Necesar fals şi incosistenţa

(p ⥽[45] q) & (p ⥽ ~q) ≡ L~p
(p ⥽[46] q) & (p ⥽ ~q) ≡ ⊥

Redând termenii primitivi ai acestei logici, Anton Dumitriu arată că negaţia, ~p, înseamnă simplu, „p este fals" sau „non-p"[47]. Deşi tot el menţionează că *posibilitatea* înseamnă autoconsistenţă[48]. De unde putem ipoteza că L~p sau ⊥ ar putea însemna inconsistenţă. Ceea ce este un termen mai general decât contradicţia. Astfel, D. Gheorghiu arată inclusiv verbal că cele două nu trebuie confundate[49]. Noţiunea mai generală fiind inconsistenţa, contradicţia alături de contrarietate sunt doar cazuri particulare[50]. Ceea ce sugerează reconsiderarea semnificaţiei ideii de necesar fals din această logică.

[41] Folosim surse indirecte, dar verificate ca adecvate originalului.

[42] Cornel Popa, *Logică şi metalogică*, vol. II, Bucureşti, Editura Fundaţiei România de Mâine, 2002, p. 252.

[43] Cornel Popa, *op. cit.*, p. 243–244.

[44] Cornel Popa, *Logică şi metalogică*, vol. II, Bucureşti, Editura Fundaţiei România de Mâine, 2002, p. 252.

[45] Am folosit semnul folosit de Lewis şi de către cei care au preluat logica sa. Popa Cornel nu foloseşte ⥽, ci ⇒ doar din dificultăţi pur tehno redacţionale.

[46] Am folosit semnul folosit de Lewis şi de către cei care au preluat logica sa. Popa Cornel nu foloseşte ⥽, ci ⇒ doar din dificultăţi pur tehno redacţionale.

[47] Anton Dumitriu, *Istoria logicii*, Bucureşti, Editura Didactică şi Pedagogică, 1975, p. 944.

[48] *Ibidem*.

[49] Dumitru Gheorghiu, *Introducere în filosofia minţii*, vol. I, Bucureşti, Editura Trei, 2015, p. 54.

[50] Idem, *Introducere în filosofia minţii*, vol. I, Bucureşti, Editura Trei, 2015, p. 50–55.

Aşadar, preocuparea actuală stă sub semnul mai general al supoziţiei tacite de eventuală separaţie între clasic şi non-clasic în logică. Supoziţia a fost infirmată şi pe această cale, doar că într-o formă particulară.

BIBLIOGRAFIE

Dumitriu, Anton, *Istoria logicii*, Bucureşti, Editura Didactică şi Pedagogică, 1975.
Enescu, Gheorghe, *Dicţionar de logică*, Bucureşti, Editura Ştiinţifică şi Enciclopedică, 1985.
Enescu, Gheorghe, *Logică şi adevăr*, Bucureşti, Editura Politică, 1967.
Flew, Antony, *Dicţionar de Filosofie şi Logică*, Bucureşti, Editura Humanitas, 2006.
Gheorghiu, Dumitru, *Introducere în filosofia minţii*, vol I, Bucureşti, Editura Trei, 2015.
Gheorghiu, Dumitru, *Intuiţionism, paraconsistenţă, contrarietate şi subcontrarietate* în vol *Existenţă, contradicţie, adevăr*, Bucureşti, Editura Trei, 2005.
Iliescu, Gabriel, *Negaţii neclasice, opoziţii între premise şi între concluzii*, în *Probleme de logică*, vol. XIII, Bucureşti, Editura Academiei Române, 2010.
Laertios, Diogene, *Despre vieţile şi doctrinele filosofilor*, Bucureşti, Editura Academiei Republicii Populare Române, 1963.
Popa, Cornel, *Logica predicatelor*, Bucureşti, Editura Hyperion, 1999.
Popa, Cornel, *Logică şi metalogică*, vol. I, Bucureşti, Editura Fundaţiei România de Mâine, 2000.
Popa, Cornel, *Logică şi metalogică*, vol. II, Bucureşti, Editura Fundaţiei România de Mâine, 2002.
Simpson, G. Steven, *Mathematical Logic*, 2011.