LIETUVOS TSR AUKŠTŲJŲ MOKYKLŲ MOKSLO DARBAI
FILOSOFIJA, VI, 1965

IŠ LOGIKOS ALGEBROS ISTORIJOS VIDURINIAIS AMŽIAIS

R. PLEČKAITIS

Logikos algebros elementų sutinkame jau antikinių megariečių-stoikų pažiūrose. Viduriniais amžiais jie buvo toliau vystomi, ypač kai Vakarų Europoje XIII a. pasirodė Aristotelio veikalų, tame tarpe ir loginių, vertimai iš graikų kalbos į lotynų kalbą kartu su kai kurių graikiškųjų Aristotelio komentatorių veikalų vertimais. Šiuolaikiniai logikos istorijos tyrinėtojai įrodė, kad Aristotelio logikoje yra formaliosios implikacijos ir modalumų išskaičiavimo užuomazgos. Tie viduramžių autoriai, kurių teorijose aptinkami logikos algebros elementai, kaip tik ir tyrė tas Aristotelio logikos vietas, kurios teikė medžiagos jų ieškojimams. Be megariečių-stoikų ir Aristotelio logikos, kitas logikos algebros elementų šaltinis viduramžių logikoje XIII—XV a. buvo sensualistinės tendencijos, polinkis į matematikos ir gamtos mokslų problemų tyrimą, kuris daugeliu atvejų buvo būdingas nominalistams. Be to, įtakos Vakarų Europos loginei minčiai viduriniais amžiais turėjo arabų ir Bizantijos logika. Juk kai kuriuos logikos algebros elementus sutinkame jau Petro Ispano veikale „Summulae logicales".

Šio straipsnio tikslas — pateikti analizę tų Dunso Skoto (ap. 1265—1308 m.), vieno iš žymiausių viduramžių nominalistų, veikalų vietų, kuriose randame logikos algebros elementų. Tuo tikslu naudosimės 1639 m. Lione išleistais jo veikalais bendru pavadinimu „Opera omnia". Pirmajame tome surinkti loginiai traktatai pavadinimu „In universam logicam quaestiones". Tie traktatai — tai Aristotelio logikos ir Porfirijaus „Įvado" komentavimas. Idėjos, priklausančios matematinės logikos istorijai, pačia didžiausia dalimi sukoncentruotos traktate „In librum primum Priorum Analyticorum Aristotelis quaestiones" ir „In librum secundum Priorum Analyticorum Aristotelis quaestiones". Pavadinimai sako, kad tai turėtų būti komentarai Aristotelio „Pirmajai analitikai". Tačiau faktiškai tai yra ne tiek Aristotelio nurodyto veikalo komentavimas, kiek savarankiškas logikos traktatas (arba du traktatai). Ryšium su tuo logikos istorijos tyrinėtojams iškilo klausimas, ar nurodytas traktatas priklauso Dunsui Skotui. Ankstesnieji logikos istorijos tyrinėtojai, kaip K. Prantlas, neabejojo, kad Dunsas Skotas yra nurodyto traktato autorius, tačiau I. M. Bochenskis pateikia duomenų patvirtinti nuomonei, jog nurodytas traktatas ne Dunso Skoto parašytas, ir vadina traktato autorių Pseudo-Dunsu Skotu [1]. Liono 1639 m. leidimo leidėjas Lukas Vadingus minėtą traktatą priskyrė Dunsui Skotui.

[1] *I. M. Bocheński,* Z historii logiki zdań modalnych, Lwów, 1938, str. 95—98; Formale Logik, Freiburg/München, 1956, S. 171.

Tą patį matome ir Venecijoje 1700 m. išleistame Dunso Skoto loginių traktatų rinkinyje pavadinimu „In universam Aristotelis logicam". Bet atrodo, jog nėra galutinai nustatyta, kad tas traktatas ne Dunso Skoto parašytas. Mat, palyginus su kitais Dunso Skoto loginiais traktatais, jame greta skirtumų yra nemaža ir panašumų. Kadangi klausimas tebėra atviras, tai kalbamojo traktato, vieno įdomiausių viduramžių logikoje, autorių sąlyginai vadinsime Skotu (nepridedant vardo „Dunsas"). Traktatas parašytas XIII a. pabaigoje arba XIV a. pradžioje, t. y. po Petro Ispano, Alberto Didžiojo, Tomo Akviniečio veikalų, bet prieš V. Okamo veikalų pasirodymą.

Kaip ir visi tuometiniai logikai, Dunsas Skotas logikos problemas nagrinėjo dvejopu aspektu. Vienas jų reiškė filosofinę loginių problemų analizę, kitas — logikos, kaip mąstymo technikos, vystymą. Nagrinėdamas logikos problemas pastaruoju požiūriu, Dunsas Skotas pagrindiniu savo analizės objektu padarė loginę seką, t. y. vienų sprendimų išvedimą iš kitų sprendimų. Bet pirmiausia reikia nustatyti, kaip jis suprato pagrindines sprendimų logikos operacijas: neigimą, konjunkciją, disjunkciją, ekvivalentiškumą, implikaciją.

Dunsas Skotas griežtai skiria kontrarinį neigimą nuo kontradiktorinio, ne kartą perspėja, kad jų negalima painioti, ir savo loginėje analizėje vartoja kontradiktorinį neigimą, t. y. ne p. Jis nustato, kad jei p teisingas, tai jo kontradiktorinis neigimas $\bar{p}$ klaidingas, ir priešingai [2]. Jei turime atvejį, kad iš antecedento seka konsekventas, tai „konsekvento neigimas *(oppositum)* negali būti su antecedentu; bet tas konsekventas yra klaidingas... taigi jam kontradiktorinis teisingas; taigi teisingas ir antecedentas, iš kurio seka konsekventas, taigi kontradiktorinis teisingas" [3]. Kaip matome, čia nustatoma, kad $(p \to q) \to \overline{p \cdot \bar{q}}$ ir jei $\bar{\bar{q}}$, tai $p \to q$. Tad darosi aišku, kad čia laisvai operuojama dvigubo neigimo dėsniu: $\bar{\bar{p}} \sim p$. Šį dėsnį Skotas vartoja ir modalinėje logikoje, pavyzdžiui, nustatydamas išraišką $\bar{\bar{P}}_p \sim P_p$.

Konjunkciją Dunsas Skotas laiko teisinga tik tuo atveju, kai visi konjunkcijos nariai teisingi: „nes konjunktyvinis sprendimas *(copulativa)* yra klaidingas, jei jo antrasis narys klaidingas" [4]. Kitoje vietoje sakoma, kad jei p teisingas („Sokratas yra baltasis") ir q teisingas („Platonas yra baltasis"), tai iš šių sprendimų galima gauti teisingą konjunktyvinį sprendimą $p \cdot q$ („Sokratas ir Platonas yra baltieji"). Ryšium su tuo Skotas daro išvadą, kad iš konjunkcijos galima išvesti kiekvieną atskirą konjunkcijos narį: „iš konjunktyvinio sprendimo formaliai seka kita jo dalis" [5]. Taigi $(p \cdot q) \to p$ ir $(p \cdot q) \to q$. Jis sako, kad jei turime konjunktyvinį sprendimą „Sokratas yra ir Sokrato nėra", tai iš jo seka kaip „Sokratas yra", taip ir sprendimas „Sokrato nėra". Be to, Skotas siūlo skirti ir tokią jungties „ir" reikšmę, kurią jis vadina *composita*. Šiuo atveju konjunkcijos taisyklė jau negalioja, nes p ir q, tik kartu paimti, sudaro teisingą sprendimą. Jis sako, kad jei, pavyzdžiui, A ir B, kartu paimti, kainuoja dešimt vienetų, tai iš to neseka, kad kiekvienas jų, paimtas skyrium, kainuoja dešimt vienetų: „Pavyzdžiui, pasakant, kad A ir B kainuoja dešimt vienetų, skirstytine prasme tai reiškia, kad A kainuoja dešimt vienetų ir B kainuoja dešimt vienetų; jungiančiąja prasme tai reiškia, kad A ir B, kartu paimti, kainuoja dešimt vienetų" [6]. Be abejo, čia

[2] Vartosime šią simboliką: p, q, r... žymi sprendimus, $\bar{\ }$, $\cdot$, $\vee$, $\to$, $\sim$ atitinkamai žymi neigimą, konjunkciją, disjunkciją, implikaciją, ekvivalentiškumą. P, N žymi modalines reikšmes „galima", „būtina".

[3] *Ioannes Duns Scotus,* Super lib. I. Perihermenias, qu. X, c. 1. In universam logicam quaestiones, Opera omnia, vol. 1, Lugduni, 1639, p. 197. Toliau nuorodas pateiksime sutrumpintai.

[4] Super libros Elenchorum, qu. X, c. 2, p. 230.

[5] Super lib. I. Priorum, qu. X, c. 14, p. 288.

[6] Ibidem, qu. IX, c. 2. p. 285.

gana tiksliai nurodoma viena iš jungties „ir“ semantinių-sintaksinių reikšmių.

Skotas skiria dvi disjunkcijos rūšis, taip kaip jos skiriamos ir šiuolaikinėje logikoje. Būdinga tai, kad pagrindine jis laiko silpnąją disjunkciją, visiškai teisingai įžvelgdamas jos abstraktesnį pobūdį, palyginus su griežtąja disjunkcija. Tuo remdamasis, jis suformuluoja vadinamąją disjunkcijos taisyklę: „ir iš šio — „Sokratas yra“ seka „Taigi Sokratas yra arba žmogus yra asilas“. Nes iš bet kurio sprendimo formaliai seka jis pats su kokiu nors kitu viename disjunktyviniame...“ [7] Formalizuotai disjunkcijos taisyklė užrašoma: $p \to (p \vee q)$; $q \to (p \vee q)$. Labai svarbu tai, kad Skotas teigia, jog prie sprendimo galima disjunktyviškai prijungti bet kurį kitą sprendimą, dargi ir nesusijusį savo semantine prasme su pirmuoju sprendimu, kaip tai matome jo pateiktame pavyzdyje. Netrukus pamatysime, kaip konjunkcijos ir disjunkcijos taisykles Skotas panaudos išvesti teiginiui, kad iš klaidingo, prieštaraujančio sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas. Tačiau reikia pažymėti, kad konjunkcijos ir disjunkcijos taisyklės buvo žinomos jau ir prieš Skotą, jas žinojo jau Petras Ispanas.

Pažymėtina, kad Skotas žinojo, kaip konjunkciją galima išreikšti disjunkcija ir priešingai. Jis pateikia tokį pavyzdį. Tegul turime du kategorinius neigiamus sprendimus, sujungtus disjunktyviškai: „Sokratas nevaikšto arba žmogus nėra baltasis“. Neigiant šį sprendimą, gausime jam kontradiktorinį, kuris bus ekvivalentiškas šiam konjunktyviniam: „Sokratas vaikšto ir kiekvienas žmogus yra baltasis“. Simboliškai: $\overline{\bar{p} \vee \bar{q}} \sim (p \cdot q)$. Toliau sakoma: „Kas seka iš to teigiamo konjunktyvinio sprendimo, tas seka ir iš to neigiamo disjunktyvinio; bet iš to konjunktyvinio formaliai seka bet kuri jo dalis, kuri yra teigiama, taigi, iš to neigiamo disjunktyvinio sprendimo seka bet kuri ano konjunktyvinio sprendimo dalis“ [8]. Gauname: $\overline{\bar{p} \vee \bar{q}} \to p$ ir $\overline{\bar{p} \vee \bar{q}} \to q$.

Skotas žinojo ir formulę $\overline{\bar{p} \cdot \bar{q}} \sim (p \vee q)$, nes jis sako, kad „neigiamas konjunktyvinis sprendimas ekvivalentiškas teigiamam disjunktyviniam“, be to, jis formuluoja bendrą taisyklę, kad neigiama forma užrašytą sprendimą galima išreikšti teigiama forma užrašytu sprendimu. Ten pat Skotas formuluoja ir bendrą taisyklę ekvivalentiškiems sprendimams: „kas seka iš vieno ekvivalentiško sprendimo, tas seka ir iš kito, kuris anam ekvivalentiškas“ [9]. Šią taisyklę galima taip užrašyti:

$$(p \sim q) \to ((p \to r) \to (q \to r));$$
$$(p \sim q) \to ((q \to r) \to (p \to r)).$$

Šia taisykle remdamasis, jis nurodo, kad kai iš $(p \vee q) \cdot \bar{q}$ išvedame p, tai tą patį galima padaryti ir su disjunkcijai ekvivalentiška konjunktyvine formule. Taigi: $(\overline{\bar{p} \cdot \bar{q}} \cdot \bar{q}) \to p$. Skotas šia prasme nurodo: „Kadangi neigiamas konjunktyvinis sprendimas ekvivalentiškas teigiamam disjunktyviniam, tai iš to disjunktyvinio su viena jo neigiama dalimi seka kita dalis, taigi taip pat iš neigiamo konjunktyvinio su antrąja disjunktyvinio sprendimo neigiama dalimi seka kita disjunktyvinio sprendimo dalis, ir konsekvente iš grynai neigiamų prielaidų seka išvada“ [10].

Pagrindiniu savo loginės analizės objektu padarydamas loginę seką, vienų sprendimų išvedimą iš kitų sprendimų, Skotas teisingai suprato logikos paskirtį, ją įžiūrėdamas loginės sekos priemonių nustatyme. Visų pirma jis pabrėžia, kad bet kuri seka loginiu požiūriu įgauna sąlyginio

[7] Ibidem, qu. X, c. 14, p. 288.
[8] Ibidem, qu. XXI, c. 2, p. 303—304.
[9] Ibidem.
[10] Ibidem, qu. XXI, c. 6, p. 304.

sprendimo formą, kad ji susideda iš antecedento ir konsekvento. Konsekvento išvedimą iš antecedento, kuris šiuolaikinėje logikoje žymimas $p \vdash q$ ir reiškia, kad q išvedamas iš p pagal tam tikras taisykles, Skotas traktuoja dvejopai. Jis skiria materialiąją seką (*consequentia materialis*) ir formaliąją seką (*consequentia formalis*). Pirmąja jis suprato tokią seką, kai konsekvento iš antecedento negalima išvesti, remiantis vien tik loginėmis priemonėmis, grynai formaliai, bet reikia remtis dar ir prielaidų turiniu. Formaliąja seka jis laikė konsekvento išvedimą iš antecedento, remiantis grynai loginėmis priemonemis, nežiūrint konkretaus prielaidų turinio. Tad matome, kad terminai „materiali seka" ir „formali seka" viduramžių logikoje buvo vartojami priešinga prasme, negu jie vartojami šiuolaikinėje logikoje. Skotas skyrė keletą abiejų nurodytų loginės sekos rūšių, ir pažymėtina, kad jis nurodė tam tikras priemones materialiajai sekai suvesti į formaliąją, nors turinio principas jam dar turėjo pirmaeilę reikšmę. Mums svarbu tai, kokias priemones Skotas nustatė konsekventui išvesti iš antecedento, kokias logines taisykles jis čia suformulavo, kurias būtų galima priskirti logikos algebrai.

Visų pirma, kalbamajame traktate suformuluoti tokie teiginiai, kurie nustato implikacijos teisingumo sąlygas. Ne vienoje vietoje formuluojama: „iš teisingo neseka klaidingas", „teisingas antecedentas nesuderinamas su klaidingu konsekventu", „negali būti, kad, antecedentui esant teisingam, konsekventas būtų klaidingas" ir pan. Šiuos teiginius galima išreikšti formule: $\overline{(p \cdot \bar{q}) \rightarrow p \rightarrow q}$.

Įdomiai Skotas įrodo jo vardu pavadintą taisyklę, būtent, kad iš prieštaraujančio sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas. Tegul turime du sprendimus: „Sokratas yra" ir „Sokrato nėra". Iš tokių prieštaraujančių sprendimų seka bet kuris kitas sprendimas, pavyzdžiui, „Žmogus yra asilas" arba „Lazda stovi kampe" ir pan. Skotas nurodo, kodėl taip yra. Jis čia remiasi konjunkcijos taisykle: iš sprendimo „Sokratas yra ir Sokrato nėra" seka bet kuris konjunkcijos narys. Gauname: $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow p$ ir $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow \bar{p}$. Toliau jis pavartoja disjunkcijos taisyklę: prie gautų išvadų p ir $\bar{p}$ („Sokratas yra" ir „Sokrato nėra") disjunktyviškai galima prijungti bet kurį kitą sprendimą, pavyzdžiui, „Lazda stovi kampe" ir pan. Gauname: $p \rightarrow (p \vee q)$ ir $\bar{p} \rightarrow (\bar{p} \vee q)$. Toliau Skotas gautiesiems sprendimams pritaiko taisyklę $((p \vee q) \cdot \bar{p}) \rightarrow q$, nurodydamas, kad iš dabar jau tapusio prielaida ankstesnio konsekvento „Sokratas yra arba lazda stovi kampe" ir „Sokrato nėra" seka, kad „Lazda stovi kampe". Analogiškai ir antrajam konsekventui: $((\bar{p} \vee q) \cdot \bar{\bar{p}}) \rightarrow q$. Šitaip jis išveda $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow q$. Skotas pabrėžia, kad čia visą laiką vadovaujamasi formalia seka, t. y. remiamasi grynai loginėmis priemonėmis, neanalizuojant konkretaus sprendimų turinio: „iš bet kurio formos požiūriu prieštaraujančio sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas formalioje sekoje" [11]. Turint galvoje, kaip buvo sunku to meto logikams, beveik nevartojusiems formalizavimo metodo, reikšti mūsų užrašytas formules ir samprotavimus įprastine kalba, reikia pripažinti, kad Skotas išraišką $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow q$ išvedė meistriškai.

Kadangi $p \cdot \bar{p}$ yra visuomet klaidingas pasakymas, tai Skotas aukščiau nurodytą taisyklę perfrazuoja keliose vietose, sakydamas: „iš bet kurio klaidingo sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas taisyklingoje faktiškoje (*ut nunc*) materialioje sekoje" [12]. Nors jis čia kalba apie faktiškąją materialiąją seką, tačiau iš tikrųjų čia kalbama apie formaliąją seką (Skoto terminologija), nes čia pat nurodoma, kaip tą faktiškąją materialiąją seką galimą suvesti į formaliąją. Dunsas Skotas nurodo: „Bet antecedento klaidingumas nesugriauna sekos. Nes šis sprendimas yra tei-

[11] Juper lib. I. Priorum, qu. X, c. 14, p. 288.
[12] Ibidem, qu. X, c. 17, p. 288.

singas. „Jei Sokratas skraido, tai Sokratas juda". Ir panašiai: „Jei žmogus yra asilas, tai žmogus yra gyvoji būtybė" *(animal)*" [13]. Pasakymą „iš klaidingo seka bet kas" J. Lukasievičius veikale „Matematinės logikos elementai" užrašė formule $p \to (\bar{p} \to q)$, kiti autoriai užrašo formule $\bar{p} \to (p \to q)$, tačiau abi šios išraiškos ekvivalentiškos Skoto nurodytajai $(p \cdot \bar{p}) \to q$. A. Mostovskis pasakoja vieną kuriozinį atvejį, susijusį su Dunso Skoto taisykle [14].

Iš aukščiau nustatytų taisyklių —„teisingas antecedentas nesuderinamas su klaidingu konsekventu" ir „iš klaidingo sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas" Skotas išveda: „kiekvienas teisingas sprendimas seka iš bet kurio kito sprendimo" [15]. Šis teiginys užrašomas taip: $q \to (p \to q)$. Tad Skotas akcentuoja, kad, nepažeidžiant loginės sekos, iš klaidingo antecedento gali sekti klaidingas arba teisingas konsekventas ir teisingas konsekventas seka iš teisingo arba klaidingo antecedento. Teiginiui $q \to (p \to q)$ įrodyti jis dar pavartoja ir kontrapozicijos taisyklę: $(p \to q) \to (\bar{q} \to \bar{p})$. Ją suformuluoja taip: „iš antecedento seka konsekventas, iš konsekvento neigimo (*oppositum*) seka antecedento neigimas" [16]. Kontrapozicijos taisyklei Skotas teikia svarbią reikšmę, dažnai ją vartoja, išvesdamas kitus teiginius. Jis nurodo, kad, pavyzdžiui, išraiška $((p \to q) \cdot \bar{q}) \to \bar{p}$ tėra kontrapozicijos taisyklės modifikacija. Pačią kontrapozicijos taisyklę jis išveda iš loginės sekos apibrėžimo: „tegul A yra antecedentas ir B konsekventas; tada iš apibrėžimo seka, kad, A ir B kartu paėmus, negali būti, kad A būtų teisingas ir konsekventas klaidingas, taigi negali būti, kad kontradiktorinis konsekventas būtų teisingas ir kontradiktorinis antecedentas būtų klaidingas; taigi, iš sekos apibrėžimo išplaukia, kad kontradiktorinis konsekventas bus antecedentas kontradiktoriniam antecedentui" [17].

Remdamasis taisykle $(p \cdot \bar{p}) \to q$, Skotas daro išvadą: „iš abiejų prieštaraujančių sprendimų formaliai seka tas pats sprendimas, kur konsekventas yra disjunktyvinis, sudarytas iš dviejų prieštaraujančių sprendimų, kaip kad „Sokratas vaikšto arba Sokratas nevaikšto" [18]. Gauname: $p \to (q \vee \bar{q})$ ir $\bar{p} \to (q \vee \bar{q})$. Šias išraiškas Skotas įrodo taip. Iš disjunkcijos $q \vee \bar{q}$ neigimo seka bet kuris kitas sprendimas: $\overline{q \vee \bar{q}} \to p$. Čia Skotas aiškiausiai supranta, kad $\overline{q \vee \bar{q}} \sim (\bar{q} \cdot q)$. Jis pateikia pavyzdį: sprendimo „Sokratas vaikšto arba Sokratas nevaikšto" neigimas ekvivalentiškas sprendimui „Sokratas nevaikšto ir Sokratas vaikšto". Bet jei $\overline{q \vee \bar{q}} \to p$, tai pilnai įmanoma ir $\overline{q \vee \bar{q}} \to \bar{p}$. Toliau šiose išraiškose disjunkciją siūlo pakeisti konjunkcija: $(\bar{q} \cdot q) \to p$ ir $(\bar{q} \cdot q) \to \bar{p}$. Iš sprendimo „Sokratas nevaikšto ir Sokratas vaikšto" seka tiek „Tu esi Romoje", tiek ir „Tu nesi Romoje". Toliau jis siūlo taikyti kontrapozicijos taisyklę: $\bar{p} \to \overline{\bar{q} \cdot q}$ ir $\bar{\bar{p}} \to \overline{\bar{q} \cdot q}$. Atlikus pertvarkymus, gauname: $\bar{p} \to (q \vee \bar{q})$ ir $p \to (q \vee \bar{q})$. Kaip matome, išraiškos išvestos meistriškai, nors tai buvo galima atlikti ir šiek tiek trumpiau. Nėra abejonės, kad, išvesdamas nurodytus teiginius, Skotas vadovavosi taisykle, jog teisingas sprendimas, koks buvo $q \vee \bar{q}$, seka iš bet kurio kito sprendimo.

---

[13] Super libros Elenchorum, qu. IV, c. 18, p. 226.

[14] Pasakojama, kad kažkoks asmuo, išgirdęs, jog iš klaidingo sakinio galima išvesti bet kurį kitą sakinį, paprašė Bertraną Raselą iš sakinio 2.2=5 išvesti sakinį, kad jis, Raselas, yra popiežius. B. Raselas atsakęs: „Atimkime iš abiejų lygybės pusių po 3. Gausime, kad 1=2. Tad jei jūs sakote, kad aš nesu popiežius, tai popiežius ir aš esame *du* asmenys. Bet jei 1=2, tai 2=1, vadinasi, popiežius ir aš esame vienas asmuo" (*A Mostowski,* Logika matematyczna, Warszawa—Wrocław, 1948, s. 25).

[15] Super lib. I. Priorum, qu. X, c. 18, p. 289.

[16] Ibidem.

[17] Ibidem, qu. X, c. 12, p. 288.

[18] Super lib. II. Priorum, qu. III, c. 6, p. 334.

Taisyklę $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow q$ Skotas pritaiko ir modalinėje logikoje: „iš bet kurio negalimo sprendimo seka bet kuris kitas sprendimas“ [19]. Gauname: $\bar{P}p \rightarrow (p \rightarrow q)$. Panašiai ir aukščiau nustatytą teiginį, kad teisingas sprendimas seka iš bet kurio kito sprendimo, jis pritaiko ir modalinėje logikoje: „iš bet kurio sprendimo seka būtinas sprendimas“, t. y. būtinas sprendimas seka iš bet kurio kito sprendimo. Simboliškai: $Nq \rightarrow (p \rightarrow q)$. Šiam teiginiui išvesti jis pavartoja kontrapozicijos taisyklę ir taisyklę $\bar{P}p \rightarrow (p \rightarrow q)$.

Skotas dar suformulavo šiuos teiginius, priklausančius logikos algebrai: „kai iš antecedento seka konsekventas, tai kas seka iš konsekvento, tai seka iš antecedento“ [20]—

$$(p \rightarrow q) \rightarrow ((q \rightarrow r) \rightarrow (p \rightarrow r));$$

„kai iš antecedento seka konsekventas, tai kas prieštarauja konsekventui, tas prieštarauja antecedentui“ [21]—

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\overline{q \cdot r} \rightarrow \overline{p \cdot r});$$

„iš ko seka antecedentas, iš to paties seka ir konsekventas“ [22]—

$$(p \rightarrow q) \rightarrow ((r \rightarrow p) \rightarrow (r \rightarrow q)).$$

Atskirai Skotas perspėja, kad teiginiai, kuriuos užrašytume formulėmis $(p \rightarrow q) \rightarrow ((p \rightarrow r) \rightarrow (q \rightarrow r))$ ir $(p \rightarrow q) \rightarrow (\bar{p} \rightarrow \bar{q})$, nėra taisyklingi ir nurodo jų taisyklingas formas, kurias jau aukščiau pateikėme. Skotas gerai suprato ir ne vienoje vietoje pabrėžė, kad visų samprotavimų negalima įsprausti į kategoriškojo silogizmo figūras, kad yra nesilogistinių samprotavimų, kur nėra trijų terminų. Šia prasme jis nurodė išraiškas $((p \vee q) \cdot \cdot \bar{p}) \rightarrow q$, $((p \rightarrow q) \cdot p) \rightarrow q$.

Aukščiau nurodytas sprendimų logikos taisykles Skotas plačiai taikė modalinėje logikoje, silogistikoje, išvesdamas įvairių figūrų modusus. Ypač svarbią reikšmę jis priskyrė kontrapozicijos taisyklei ir išraiškai $(p \cdot \bar{p}) \rightarrow q$. Tad Skotas, palyginus su jo pirmtakais, žengė didelį žingsnį į priekį, vystydamas logikos algebrai priklausančias idėjas.

Vilniaus Valstybinis
V. Kapsuko vardo universitetas
Filosofijos katedra

Įteikta
1964 m. balandžio mėn.

ИЗ ИСТОРИИ АЛГЕБРЫ ЛОГИКИ В СРЕДНИХ ВЕКАХ

Р. ПЛЕЧКАЙТИС

Резюме

Анализируются те места из произведений Дунса Скотта (по лионскому изданию 1639 г.), где можно найти элементы алгебры логики. Особенно анализируется трактат *In librum primum et secundum Priorum Analyticorum Aristotelis quaestiones*, в отношении которого авторство Дунса Скотта в настоящее время оспаривается. В указанном трактате сконцентрированы важные положения логики высказываний: определены основные операции логики высказываний, изложена замена одних логических связей другими, установлены правила для получения вывода, среди которых подчеркнуто т. н. правило контрапозиции, т. е. $(p \rightarrow q) \rightarrow (\bar{q} \rightarrow \bar{p})$. В статье показано, как доказывалось т. н. правило Дунса Скотта и некоторые другие правила.

[19] Super lib. I. Priorum, qu. X, c. 15, p. 228.
[20] Ibidem, qu. XIV, c. 5, p. 294.
[21] Ibidem, qu. XV, c. 1, p. 294—295.
[22] Ibidem, qu. XXIV, c. 6, p. 309.