Willard Van Orman QUINE
LOGIČKA ISTINA[1]

U formi strukture

Naše proučavanje pojma istine pretvorilo se u proučavanje pojma zadovoljenja (*uvjeta istinitosti* !op. prev.). Istina je ograničavajući slučaj zadovoljenja (*satisfaction*), jer je zatvoreni iskaz ograničavajući slučaj iskaza. Da bismo formulisali pojam istine zatvorenih iskaza, morali smo se induktivno uzdići putem zadovoljenja otvorenih iskaza. Razlog je u tome što su čak zatvoreni iskazi sačinjeni od otvorenih konstitutivnih iskaza. To je bio uvid koji je Tarskog vodio do njegove slavne definicije istine i zadovoljenja, koje smo proučavali.

Uslovi zadovoljenja (*the notion of satisfaction*) za negaciju, konjunkciju i egzistencijalnu kvantifikaciju igrali su centralnu ulogu u induktivnoj definiciji zadovoljenja. Međutim, ovi uslovi, vrijedi također napomenuti, osim što definiraju bilo šta, jednostavno služe kao osnova logičkog računa negacije, konjunkcije i egzistencijalne kvantifikacije. Ovi uslovi određuju, za svaki složeni iskaz, samo koje sekvence zadovoljavaju iskaz, s obzirom na istu informaciju o atomskim iskazima.

Ova odrednica se ne otkriva u nekoliko sekvenci. To jest, vi biste mogli znati koji atomski iskazi jedne sekvence zadovoljavaju i da još uvijek nemate načina da odlučite da li oni zadovoljavaju određeni složeni iskaz. Možete znati koji atomski iskazi jedne sekvence $\langle a,b \rangle$ zadovoljavaju a da nemate načina da odlučite da li zadovoljavaju kvantifikaciju ' $\exists z\ Fxyz$'. Jer ovo je pitanje da li $\langle a,b,w \rangle$ zadovoljava '*Fxyz*' za najmanje jednu stvar *w*; i ovo pitanje prevazilazi sve atomske informacije o $\langle a,b \rangle$. Informacija višeg nivoa o $\langle a,b \rangle$ zavisi od jednostavne informacije o više od $\langle a,b \rangle$ same. Međutim, sve informacije višeg nivoa su ipak određene u odnosu na beskonačni totalitet, ma koliko da je neupotrebljivih, jednostavnih informacija. Uzimajući u obzir koje sekvence zadovoljavaju jednostavne iskaze, u potpunosti se rješava koje sekvence zadovoljavaju bilo koji složeni iskaz.

Ove određujuće veze su posao logike. Nije za logiku da rješava koje sekvence zadovoljavaju jednostavni iskazi, nego prije, u zavisnosti od takve informacije, da rješava koji će složeni iskazi biti istiniti ili koje

---

[1] Prevedeno iz: W.V.O.Quine, W. V. O. (1986): Philosphy of Logic. Second Edition. Harvard University Press. Cambridge, Massachusett and London, England, 47-61.

će ih sekvence zadovoljiti. Jednako tako logika istražuje ove veze u obrnutom smjeru: ako je dati složeni iskaz istinit, ili ako je dato što ga zadovoljava, da riješi koje alternative ostaju otvorene za jednostavne iskaze. I posredno, kroz ove zavisnosti prema gore i prema dolje, postoje poprečne međuzavisnosti koje treba istražiti između jednog složenog iskaza i drugog.

Jedna poznata veza takve vrste je *logička implikacija*. Jedan zatvoreni iskaz logički implicira drugi kada, na pretpostavci da je jedan istinit, strukture dvaju iskaza osiguravaju da je i drugi iskaz istinit. Presudno ograničenje ovdje je da se nijedna dodatna dopunska pretpostavka ili informacija ne treba pozivati na istinu dodatnih iskaza. Logička implikacija počiva potpuno na tome kako su postavljene istinosne funkcije, kvantifikatori i varijable. Ona počiva potpuno na onome što možemo nazvati, u jednoj riječi, logičkom strukturom dva iskaza.

Logička implikacija se primjenjuje isto tako na otvorene iskaze. Jedan otvoreni iskaz logički implicira drugi samo ako one sekvence koje zadovoljavaju jedan iskaz zadovoljavaju i drugi iskaz – pod uslovom da je to osigurano logičkom strukturom tih dvaju iskaza, bez dodatnih informacija.

Logička implikacija je jedna porodica usko povezanih pojmova. Drugi pojam je logička nepodudarnost. Zatvoreni iskazi su *logički nepodudarni* kada je njihova zajednička istina onemogućena njihovom logičkom strukturom. Otvoreni iskazi su logički nepodudarni kada njihova logička struktura onemogućava zajedničko zadovoljenje bilo kojom sekvencom.

Drugi članovi te porodice su *logička istina* i *logička laž*. Logički istinit (ili lažan) iskaz je onaj iskaz čija je istina (ili lažnost) osigurana njenom logičkom strukturom.

Usput rečeno, konvencija usvojena na početku Poglavlja 3. štedi nam fraze; naime, konvencija imenovanja otvorenih iskaza istinitim koji su istiniti za sve vrijednosti njihovih slobodnih varijabli. U ovom poglavlju ove uštede su značajne.

Možemo prikladno podvesti ovu porodicu pojmova pod jedan od njih, pojam logičke istine. Njegova prednost nad implikacijom je da on uzima iskaze pojedinačno, a ne u parovima. Ostali pojmovi mogu se izvući iz logičke istine na sljedeći način. Iskaz je logički lažan samo u slučaju da je njegova negacija logički istinita. Dva ili više iskaza logički su nepodudarna samo u slučaju da je njihova konjunkcija logički lažna. A jedan iskaz logički implicira drugi, konačno, kada je logički nepodudaran s negacijom drugog. Ili, da se ne zaustavimo ovdje, možemo dodati ekvivalenciju: *logički ekvivalentni* su oni iskazi koji impliciraju jedan drugog.

U svim formulacijama iz ovog posljednjeg sklopa uspio sam razriješiti razliku između otvorenih i zatvorenih iskaza, zahvaljujući konvenciji.

Odredio sam logičku istinu kao iskaz čija je istina osigurana njezinom logičkom strukturom. Da bi se izbjeglo moguće pogrešno razumijevanje, međutim, bolje je da se ovo pitanje izričito navede: iskaz je logički istinit ako su istiniti svi iskazi koji imaju njegovu logičku strukturu. No, u ovom trenutku treba naglasiti suptilnu razliku: može se dogoditi da jedan iskaz ima čitavu logičku strukturu drugoga, a ipak da ne važi *vice versa*. Primjerice iskaz:

$$\sim\exists\, x\, (x \text{ pluta} .\sim (x \text{ pluta}).$$

Ima istu logičku strukturu kao

$$\sim\exists\, x\, (x \text{ pluta} .x \text{ sagorijeva})$$

Iskaz (1) također ima i malo više elemenata; dovoljno više da bude, za razliku od (2), logički istinit. Svi iskazi koji imaju cjelokupnu logičku strukturu od (1) su istiniti; i u njemu leži logička istina od (1). Nisu svi iskazi koji imaju logičku strukturu od (2) istiniti; (1) je istinit sam, ali (2) sam za sebe nije.

U formi supstitucija

Objasnio sam da ono šta mislim pod logičkom strukturom iskaza, u ovoj fazi, jeste njegov sastav u odnosu na istinosne funkcije, kvantifikatore i varijable. Iz toga proizlazi da su logička struktura i predikati, sve što se nalazi u iskazu, ispod standardne gramatike koju smo usvojili. Stavite shematski slova ‘*F*’, ‘*G*’, itd. umjesto predikata u iskazu i prikazali ste njegovu logičku strukturu.

To sugerira još jedan i jednostavniji način definiranja logičke istine: iskaz je logički istinit ako ostane istinit u svim promjenama njegovih predikata. Ali u ovom trenutku mora se primijetiti druga razlika, suptilnija od one prethodno iznesene u (1) i (2). Vrti se oko toga kako liberalno čitamo “promjene njegovih predikata”. Ako se neliberalno čita, to bi značilo samo zamjenu predikata za predikate. Promjena predikata u tom smislu pretvara iskaz:

$$\exists\, x\, (x \text{ pluta } .x \text{ sagorijeva})$$

u iskaz

$$\exists\, x\, (x \text{ pluta } .x \text{ topi se})$$

ali ne u iskaz

$$\exists\, x\, (x \text{ pluta } .\sim (x \text{ pluta})).$$

Pri definiranju logičke istine želimo, naravno, liberalnije čitanje; želimo računati (5) kao dijeljenje logičke strukture od (3). Ono što je u pitanju nije zamjena predikata za predikate, nego zamjena iskaza (‘~(*x* pluta)’, ‘*x* topi se’) jednostavnim iskazima (‘*x* sagorijeva’).

Stoga se *logička istina* može definirati kao *iskaz od kojeg dobivamo samo istine kada zamjenjujemo iskaze njihovim jednostavnim iskazima*. Stoga (3) nije logički istinit iskaz, jer supstitucija složenog iskaza (‘~(*x* pluta)’ jednostavnim iskazom (‘*x* sagorijeva’) u (3) daje lažnost, iskaz (5). S druge strane, iskaz (1) logički je istinit, jer kad god je neki iskaz, ma kako bio kompleksan, zamijenjen sa (‘*x* pluta’) u iskazu (1) rezultat je još uvijek istinit.

Ponekad se ova definicija logičke istine daje u dvije faze, posredovane pojmom *valjane logičke sheme*. Logička shema je prividni iskaz takve vrste koje smo se dotakli na prethodnoj stranici. Ona je slična iskazu, osim što ima shematska slova ‘*F*’, ‘*G*’, itd., umjesto predikata. Drugim riječima, logička shema je napravljena od kvantifikatora i istinosnih funkcija od jednostavnih iskaznih shemata kao što su ‘*Fxy*’, ‘*Fzx*’, ‘*Gz*’, itd. (Može se dopustiti i shematska slova ‘*p*’, ‘*q*’, itd., ali će biti lakše u ovoj fazi preskočiti ih.) Logička shema *vrijedi* ako je istinit svaki iskaz koja se može dobiti iz nje zamjenom iskaza jednostavnim shematom iskaza. *Logička istina*, konačno, je istina tako dobivena iz valjane logičke sheme. Ova definicija logičke istine u dva koraka jednaka je definiciji dobijenoj iz jednog koraka navedenoj kurzivom u prethodnom paragrafu. Razlog za verziju od dva koraka jest samo da pojam valjane sheme ima daljnju korisnost. Zbog njihove slobode od predmeta, shemati su prirodni medij za logičke zakone i dokaze.

Definicija u jednom koraku govori o zamjeni iskaza jednostavnim iskazima; definicija u dva koraka govori o zamjeni iskaza jednostavnim shematima. U oba slučaja zamjene moraju naravno biti jednake. Ako je iskaz:

~ (x pluta . x je gušće od y)
ono što zamjenjujemo jednostavnim iskazom '$x > y$' (ili jednostavnom shemom 'Fxy'), onda moramo zamijeniti:
~ (z pluta . z je gušće od x)
sa '$z > x$' (ili 'Fzx'). Potpuno formuliranje ovog zahtjeva je prilično teško i ja neću trošiti vrijeme na to. To je objašnjeno u logičkim tekstovima.[2]

U formi modela

Imat ću mnogo više da kažem o valjanosti (*validity*). Definicija modela valjanosti koja se sada nalazi pred nama odnosi se na supstituciju; shema je valjana ako supstitucija u njoj ne donosi ništa osim istinitih iskaza. Također je vrijedno znati vrlo različitu definiciju valjanosti: onu koja nastaje upotrebom teorije skupova. Možemo je najbolje razumjeti uz pomoć dvaju preliminarnih pojmova. Jedan je pojam *analogon teoriji skupova*, kao što ću ga nazvati, za logičke sheme. Ovo je određeni otvoreni iskaz teorije skupova koji formiramo iz sheme na sljedeći način. Zamijenimo predikacije 'Fx', 'Fy', 'Gx', itd., da čitamo '$x \in a$', '$y \in a$', '$x \in \beta$' itd., dakle uvode se varijable 'a', 'β', itd., čije vrijednosti trebaju biti skupovi. Označimo slova za dvomjestne predikate uz pomoć uređenih parova, čime se mijenja 'Hxy' i čitamo '$\langle x,y \rangle \in y$'. Sukladno tome važi za tromjestne i višemjestne predikate. Logička shema '$\exists x\ (Fx\ .\ Gx)$', na primjer, ima otvoreni iskaz '$\exists x\ (x \in a\ .\ x \in \beta)$' kao svoj analogon teoriji skupova. Ovaj iskaz govori o skupovima i traži kvantifikatore '$\forall a$', '$\exists \beta$', '$\forall \beta$', dok shematska slova 'F' i 'G' samo simuliraju predikate i nisu varijable kojima se određuje vrijednost uopšte. Shema je maketa (formalni konstrukt, op. prev.), koja prikazuje logički oblik određenih iskaza; njegov analogon teoriji skupova, s druge strane, jedan je od stvarnih iskaza tog logičkog oblika. To je otvoreni iskaz kojeg zadovoljavaju neke sekvence skupova, a druge ne.

Drugi pojam koji će se pojaviti u novoj definiciji valjanosti jest *model*. Model sheme je jedna sekvenca skupova: jedan skup koji odgovara svakom shematskom predikatnom slovu u shemi, i, kao početni skup sekvence, ne-prazni skup U koji igra ulogu univerzuma (diskursa, op. prev.) ili raspon vrijednosti varijabli 'x', 'y' itd. Skup u modelu koji odgovara slovu jednomjestnog predikata u shemi je skup članova U; skup koji

[2] Quine, *Methods of Logic*, 4th ed. (Cambridge: Harvard, 1982), § 26-28, and *Elementary Logic*, rev. ed. (Cambridge: Harvard, 1966), §§ 40-42.

odgovara dvomjestnom predikatnom slovu je skup parova članova *U*; i tako dalje. Kaže se da model zadovoljava shemu ako, ukratko, zadovoljava analogon teoriji skupova za tu shemu. U potpunosti kazano: model zadovoljava shemu ako, kada odredimo *U* kao raspon vrijednosti varijabli '*x*', '*y*' i sl., i pridružimo daljnjim skupovima modela odgovarajuće varijable skupa '*α*', '*β*', itd., analogon teoriji skupova u toj shemi slijedi kao istinit.

Model (U, *α*, *β*) zadovoljava logičku shemu '$\exists\, x\, (Fx\ .\ Gx)$', na primjer, ako je '$\exists\, x\, (x \in \alpha\ .\ x \in \beta)$'; dakle ako se dva skupa u modelu preklapaju. Model zadovoljava shemu '$\sim\exists\, x\, (Fx\ .\ \sim Gx)$', ako je jedan skup podskup drugog skupa.

Sada je nova definicija valjanosti ova: shema je valjana ako je zadovoljavaju svi njeni modeli. Logička istina je, na kraju, kao i prije: svaki iskaz koji se može dobiti zamjenom u valjanoj shemi.

Vidljiva razlika između nove definicije valjanosti i stare je da nova govori o svim pridruživanjima skupova gdje je stara govorila o svim zamjenama iskaza. Naš sljedeći posao će biti procijeniti tu razliku.

Slučajna razlika je varijabilnost *U*; stara je definicija trebala potpuno interpretirati objekat jezik bez mogućnosti da ostane otvorena što se tiče raspona varijabli. Što se tiče odredbe da *U* nije prazan skup, to je strogo tehnička pogodnost i nema filozofske dogme oko nužne egzistencije. Njegova pogodnost proizlazi iz specifičnosti broja 0. Postoji jednostavan dokaz da ako shemu zadovoljavaju svi modeli u većim univerzumima (diskursima), onda će je zadovoljavati također i svi modeli u manjim univerzumima (diskursima), osim ponekad, u praznim univerzumima; stoga smo postavili prazni univerzum na stranu kako ne bismo imobilizirali puno inače valjanih i vrijednih shema. Nema zagonetke o praznom univerzumu; njegova se logika može upravljati odvojeno, i doista je trijumf trivijalnosti.[3]

Razmislimo sada o glavnom kontrastu: između pridruživanja skupova i zamjene iskaza. Ako svaki otvoreni iskaz određuje jedan skup i ako je svaki skup određen nekim iskazom, onda bi kontrast nestao; pridruživanje skupova predikatskim slovima i zamjena iskaza jednostavnom shemom bi doveli do iste stvari. No, u stvari postoje pomanjkanja skupova i pomanjkanja iskaza; niti svaki otvoreni iskaz određuje skup niti je svaki skup određen iskazom.

---

[3] Vidi e. g. *Methods of Logic*, p. 117.

Ova recipročna pomanjkanja dobro ilustriraju dva paradoksa, Russellov i Grellingov. S obzirom na Russellov paradoks, poznajemo jedan otvoreni iskaz objekat jezika, naime, ‘ ~ ($x \in x$)’, koji ne određuje skup. S obzirom na Grellingov paradoks, poznajemo skup koji nije određen niti jednim iskazom objekat jezika; naime, skup svih iskaza objekat jezika koji ne zadovoljava sebe samog. Ako neki iskaz određuje ovaj skup, iskaz bi bio "~(x zadovoljava x)" ili neki ekvivalent; i Grellingov paradoks pokazuje da takav iskaz nije dopušten u objekat jeziku.

Adekvatnost supstitucije

Ove dvojne razlike između skupova i iskaza mogu nas dovesti do očekivanja diskrepancije između dviju definicija valjanosti. Međutim, dva značajna teorema nas uvjeravaju, naprotiv, da ni nedostatak skupova ni nestašica iskaza neće imati utjecaja na definiciju valjanosti sve dok je naš objekat jezik razumno bogat: dovoljno bogat za elementarnu teoriju broja. Bilo koja shema koja se iskaže kao istinita u svim zamjenama iskaza, u jednom takvom jeziku, također će biti zadovoljna svim modelima; i obrnuto.

Zahtjev da je objekat jezik dovoljno bogat za elementarnu teoriju broja je umjeren zahtjev. Elementarna teorija broja obuhvaća samo ono što se može reći o pozitivnim cijelim brojevima u pogledu funktora plus, vremena, identiteta, istinosnih funkcija i kvantifikacije; nema skupova. Za svrhe naše standardne gramatike, funktori plus i vrijeme bi, naravno, bili apsorbirani u odgovarajuće predikate zajedno s identitetom (vidi Poglavlje 2.).

Upravo sheme koje su istinite u svim zamjenama iskaza, u nekom takvom jeziku, zadovoljavaju svi modeli; to je tako značajna činjenica koja se može dokazati. Još eksplicitnije, ono što dobivamo su ova dva teorema:

(I) Ako se shema iskaže kao istinita u svim zamjenama iskaza elementarne teorije broja, nju zadovoljava svaki model.

(2) Ako je shema zadovoljena svakim modelom, slijedi kao istinita u svim zamjenama iskaza.

Korijeni za (I) su u 1915. godini. Tada je Leopold Lowenheim tvrdio da je *svaka shema koja je zadovoljena modelom uopšte zadovoljna modelom*

⟨U,α,β,γ,…⟩ gdje je U ograničen na pozitivne cijele brojeve. Hilbert i Bernays naknadno su ojačali ovaj rezultat propisujući da svaki od skupova *α,β,γ,…* treba biti određen iskazom elementarne teorije broja.[4] Dakle

> (A) Ako je shema uopšte zadovoljena modelom, ona postaje istinita pod nekom zamjenom iskaza elementarne teorije broja sa njenim jednostavnim shematom.

Naravno, moramo pretpostaviti da kada se te supstitucije rade, varijable kvantifikacije se tumače kao da se pozitivni cijeli brojevi računaju među njihove vrijednosti. Ali je dobro za njih da druge stvari uzmu kao vrijednosti; to se lako može prikazati.[5]

Možemo dokazivati od (A) do (I) ovako. (A) je ekvivalent, po kontrapoziciji, da se kaže da ako je shema lažna u svim zamjenama iskaza elementarne teorije broja onda je ne zadovoljava nijedan model. Međutim, ako, umjesto da govorimo o shemi, govorimo o njezinoj negaciji, onda se u tim frazama zamjenjuje "lažno" s "istinito" i "nezadovoljeno modelom" sa "zadovoljno svim modelima"; i tako imamo (I).[6]

Osnova za (II) je teorem deduktivne cjelovitosti logike kvantifikacije. Ide nazad sve do Skolema, Herbranda i Codela (1928.-1930.) I tako vodi ka:[7]

(B) Ako je shema zadovoljena svakim modelom, to se može dokazati.

Riječ "dokazati" ovdje se može shvatiti kao aludiranje na neki metod dokazivanja koji se pojavljuje u logičkim udžbenicima; teorem kompletnosti (B) može se utvrditi za svaki od različitih takvih metoda. Neki od tih metoda, štoviše, zvuče vidljivo: vidljivo kao da generiraju samo shemate koji se iskazuju kao istiniti pod svim zamjenama. Uzimajući metode dokazivanja na koje je aludirano u (B) kao takav metod, zaključujemo (II).

U (I) i (II) vidim dobar razlog za ostajanje pri definiciji valjanosti koju smo morali da pridobijemo prvo; naime, istina pod zamjenom iskaza za jednostavne komponente shemata. To znači ostati pri definiciji logičke

---

4 Op. cit., § 33.

5 Op. cit., p. 117.

6 David Makinson je uočio da ovaj argument moramo u određenoj mjeri usložniti ukoliko naša šema sadrži *lX', ly'*, etc. kao otvorene

7 0p. cit., § 32.

istine koju smo dobili u tom trenutku. Navedeno bez zaobilaznice kroz valjane shemate, to je ovo: iskaz je *logički istinit ako samo istine proizilaze iz njega zamjenom iskaza s njegovim jednostavnim komponentnim iskazima*. Teoremi (I) i (II) uvjeravaju nas da se ova definicija logičke istine slaže s alternativnom definicijom u smislu modela, pod uvjetom da objekat jezik nije previše slab za skromne idiome elementarne teorije brojeva. U suprotnom slučaju možemo isto tako kriviti bilo koje diskrepancije u slabosti jezika kao diskrepancije u definiciji logičke istine.

Štednja na skupovima

Očigledna filozofska prednost ostajanja pri ovim supstitutivnim definicijama, i ne raspravljanja o teoriji modela, jest u tome da spasimo ontologiju. Dovoljni su iskazi, čak i iskazi objekat jezika, umjesto univerzuma skupova koji su specifični i neodredivi.

U naporima koji nisu definicija logičke istine, doista, i dalje postoji razlog za prihvaćanje nekih od ontoloških ekscesa teorije skupova. U teoriji skupova postoji opšta sistemska osnova za matematiku. Dijelovi matematike, međutim, zahtijevaju manje bogatih resursa u teoriji skupova od ostalih dijelova, a to je dobar plan praćenja razlika. Na taj način, kada nastupe prigode za reviziju teorija, mi smo u stanju pogodovati teorijama čiji su zahtjevi lakši. Tako smo napredovali za korak kad god smo našli način za smanjenje ontoloških troškova određenog razvoja. To vrijedi jednako izvan matematike, i to je tačno posebno za definiciju logičke istine.

Teoremi (A) i (B) i njihovi sljednici (I) i (II) ostaju značajni teoremi teorije modela, bez riječi "valjano" ili fraze "logički istinito". (I) i (II) su, poglavito, teoremi teorije modela koji nas uvjeravaju da ne trebamo raspravljati o teoriji modela kako bismo na odgovarajući način govorili o valjanosti i logičkoj istini. (I) i (II) uvjeravaju nas da možemo ispravno definirati valjanost i logičku istinu govoreći samo o supstituciji iskaza.

Bilo bi netačno, ipak, reći da smo povlačenjem na supstitucijske definicije valjanosti i logičke istine učinili pojmove valjanosti i logičke istine potpuno nezavisnim od skupova. Kad govorimo o iskazima i supstituciji uopšte možemo smatrati da još govorimo o skupovima; jer, šta je iskaz drugo do skup njegovih naznaka (*tokens*)?

Taj slučaj je još gori; skupovi znakova neće biti dovoljni. Iskaz kojem se dogodi da bude namijenjen tome da se nikada ne napiše ili izgovori bio bi, kao skup znakova, prazan skup. Svaka dva takva iskaza bi bila jednaka. Iskazi tako jednostavno ne bi postojali, u bilo kojem korisnom smislu, osim eventualno kao napisani ili izgovoreni. S druge strane, svako ko je upoznat s dokazivanjem teorema (A), znat će da takva ograničenja ne mogu postojati na iskazima o čijoj se zamjeni govori u (A). (A) bi prestao biti istinit pod takvim uslovima, a tako bi isto (I), a time i samo opravdanje našeg vraćanja na supstitucijske definicije valjanosti i logičke istine bi otišlo u zaborav. (A) ovisi prije od klasične, beskrajne teorije konačnih nizova znakova. Kad god su *x* i *y* različiti nizovi, *x* za kojim slijedi *z* mora se računati kao drugačiji niz od *y* za kojim slijedi *z* čak i ako nikada nije napisano ili izgovoreno.

Način ispunjavanja ovog zahtjeva je uzimanje niza znakova, ne kao skupa naznaka, već kao jedna sekvenca, u matematičkom smislu, njegovih znakova; sekvenca u smislu Poglavlja 3. Komponente pojedinačnih znakova ili fonema niza još se mogu uzeti kao skupovi *njihovih* naznaka, budući da možemo vidjeti postojanje takvih naznaka. Na taj način konstruirani nizovi znakova osigurani u neograničenoj opskrbi koju zahtijeva (A). Međutim, pozivajući se na konačne sekvence, bez ograničenja dužine, odvučeni smo dalje na teoriju skupova.

Alternativno možemo identificirati znakove i nizove znakova izravno s pozitivnim cijelim brojevima, slijedeći Codela (vidi Poglavlje 3). Elementarna teorija broja zapravo je ekvivalentna nekoj određenoj teoriji skupova, kao što je teorija konačnih sekvenci, ali u svakom slučaju to je skroman dio: teorija konačnih skupova. Ionako smo se posvetili prihvaćanju elementarne teorije broja čak i u našem objekat jeziku kad smo prihvatili (I) opravdavajući naše vraćanje na supstitucijske definicije valjanosti i logičke istine. Način gledanja na to vraćanje je, dakle, ovaj: to čini pojmove valjanosti i logičke istine nezavisnim od svega osim od skromnog dijela teorije skupova; nezavisnim od viših letova.

U formi dokaza

Ne smijemo gubiti iz vida još jedan vrlo bitan pojam koji još uvijek igra ulogu u ovim supstitucijskim definicijama; naime, pojam istine. Ove definicije objašnjavaju valjanost i logičku istinu kao istinu pod svim supstitucijama. Opšti pojam istinitog iskaza, slično kao pojam zadovoljenja, je tako značajan pojam da premašuje i granice objekat jezika.

Ta zavisnost od pojma istine nije cijena plaćena za vraćanje na supstitucijske definicije valjanosti i logičke istine. Definicije u formi modela apeliraju jednako na istinu ili zadovoljenje. Stoga ova zavisnost nije razlog za preispitivanje našeg izbora između ova dva para definicija. Međutim, to je razlog za ispitivanje trećeg para koji je nezavisan od pojmova istine i zadovoljenja.

Ključ za ove nove definicije jest teorem kompletnosti, (B) gore. Jednostavno možemo opisati poteze koji konstituiraju jedan od onih potpunih dokaznih postupaka, a zatim definirati valjanu shemu kao shemu koja se može potvrditi takvim potezima. Tada možemo definirati logičku istinu derivativno kao prije: kao iskaz koji se može dobiti zamjenom jednostavnih shema u valjanoj shemi. Zapravo, neke od tih cjelovitih metoda dokazivanja ne zahtijevaju shemate, ali mogu biti primijenjene izravno prije na iskaze koji bi bili rezultat supstitucije u shematu.[8] Takav metod služi za generiranje logički istinitih iskaza izravno iz drugih logički istinitih iskaza. Ako odaberemo jedan od tih postupaka dokazivanja, možemo preskočiti shemate i valjanost; jednostavno možemo definirati logičku istinu kao i svaki iskaz koji su proizvela pravila dokaza.

Svaki takav prijedlog, koji definira valjanost ili logičku istinu u formi dokaznog postupka, ima tendenciju da izazove buku protesta. Protestira se da je svojstvo biti dokaziv putem odabranog dokaznog postupka intrinzično neinteresantno; svoje interese izvodi isključivo iz teorema cjelovitosti, što ga izjednačava s logičkom istinom u prethodnom i intrinzično zanimljivom smislu. Protestira se također da ćemo u takvoj definiciji logičke istine izvući tepih ispod važnog teorema kompletnosti samog, uskraćujući ga za sadržaj.

Zapravo, takve stvari nisu u planu. Teorem cjelovitosti kako je formuliran u (B) nezavisan je od toga kako definiramo logičku istinu, jer ne spominje logičku istinu po imenu. Dio njegove važnosti je to što pokazuje da možemo definirati logičku istinu jednostavnim opisom postupka dokazivanja, bez gubitka bilo koje od osobina koje su nam na prvom mjestu učinile logičku istinu interesantnom.

Teoremi koji utvrđuju ekvivalentnost među vrlo različitim formulacijama pojma − logičke istine ili čega drugog − naravno, važan su dio. Koju od formulacija mi izaberemo kao nekakvu službenu definiciju je manje važno. Ali čak i u takvim verbalnim pitanjima postoje bolji i lošiji izbori. Elementarnija od dvije definicije ima prednost u važnosti za širi raspon kolateralnih studija.

Treba, međutim, reći da dio otpora prema tom elementarnom načinu definiranja logičke istine ima poseban razlog: arbitrarnost izbora iz-

---

[8] Jedan takav je "glavni metod" op. cit., § 30.

među dokaznih postupaka. Neko smatra da je propustio suštinu logičke istine kad je njegova definicija proizvoljna do te mjere.

Koliko je elementaran taj način definicije? Opisuje pravila dokaza i time govori o nizu znakova. Po tom je rezultatu u skladu s definicijom koja apelira na zamjenu iskaza; ona djeluje, u biti, na nivou elementarne teorije brojeva. No, ona se zadržava na tom nivou, dok se druga definicija poziva i na pojam istine. To je velika razlika.

U formi gramatike

Vidjeli smo nekoliko načina definiranja logičke istine. Oni su ekstenzijski ekvivalentni: svi oni deklariraju iste iskaze kao logički istinite (pretpostavljajući da je objekat jezik razumno bogat predikatima). Oni se značajno razlikuju u njihovom aparatu, ali svi oni ovise o istovjetnosti strukture u odnosu na tri gramatičke konstrukcije koje su lokalne u objekat jeziku: negacija, konjunkcija, kvantifikacija. Definicija logičke istine može biti tako formulirana da navodi eksplicitno te konstrukcije, ili može aludirati na njih posredno govoreći o zamjeni s jednostavnim iskazima ili jednostavnim shematom; razlika je beznačajna, dva su idioma korelativna i komplementarna.

Sada se predlaže jedna daljnja ideja za definiranje logičke istine više apstraktno, pozivanjem ne isključivo na negaciju, konjunkciju i kvantifikaciju koja se pojavljuje u našem specifičnom objekat jeziku, nego na koje god gramatičke konstrukcije koje neki objekat jezik može sadržavati. Logička istina je, prema ovom pristupu, iskaz čija je gramatička struktura takva da su svi iskazi s tom strukturom istiniti.

Iskazi imaju istu gramatičku strukturu kada su interkonvertibilni pomoću leksičkih zamjena. Naša nova definicija *logičke istine, dakle, može se ovako iskazati: logička istina je istina koja ne može biti preokrenuta u laž zamjenom s leksikonom*. Kada njegove leksičke elemente zamjenjujemo bilo koje druge nizove koji pripadaju istim gramatičkim kategorijama, dobiveni iskaz je istinit.

Leksikon našeg vlastitog objekat jezika sastoji se samo od predikata i tri nenaglašene varijable: ‘x’, ‘y’, ‘z’. Primijenjen ovdje, dakle, učinak gore navedenog prijedloga bio bi računati iskaz kao logički istinit sve dok ostaje istinit pod svim zamjenama predikata za predikate i varijable za nenaglašene varijable.

Čudno izuzeće supstitucije za naglašene varijable ne sprečava zamjenjivanje ‘y''' ’ za ‘x''' ’ u stvari, jer možemo dobiti učinak zamjenom ‘*y*' ’ za početni ‘*x*’od ‘*x*'' ’. Ovdje se ne bavimo zamjenom neke sofisticirane logičke vrste, već izričitom gramatičkom supstitucijom unutar naših navedenih konstrukcija; a naglašavanje je jedna od konstrukcija. Tako leksička dosjetka u varijablama ima jedino ovaj efekat na definiciju logičke istine: ne uzima u račun supstitucije koje smanjuju broj akcenta. To je, sigurno, irelevantno. Jer sigurno, ako bi neki iskaz mogao postati lažan zbog nekog ponavljanja slova koje je umanjilo naglaske, još uvijek se može okrenuti u laž drugim ponavljanjem slova koje to ne čini.

Ali varijable pokreću i drugi problem, kao što je Harman istaknuo[9]: gramatička struktura koja se tačno tako naziva nije uvijek sačuvana kada stavimo neku varijablu za sve pojave jedne stare varijable, a nije ni logička istina. Ta se poteškoća može otkloniti zahtijevanjem da se supstitucija shvati *konzervativno*; to jest, supstituirana varijabla ili drugi leksički element moraju biti novi u kontekstu. To nepotrebno ograničava supstituciju predikata, ali ne, mislim, na takav način da promijeni razgraničenje logičkih istina. Zanimljivi alternativni prijedlog Harmana je da reklasificiramo varijable kao čestice prije nego leksikon, promjenom kriterija leksikona na stranici 29. “Umjesto da računamo oboje, kako beskonačnost kategorije, tako i neodređenost kategorije kao kriterija, to može se uraditi s neodređenošću.”

Naša definicija logičke istine u smislu zamjene leksikona suočeljena je s još jednom i težom poteškoćom: apelira samo na zamjenu predikata za predikate, kao i na zamjenu iskaza za jednostavne iskaze. Već ranije u ovom poglavlju zapazili smo kako bi se pristup preko iskaza mogao pronaći u jačem, užem konceptu logičke istine, otkrivajući neke slučajeve koji bi se provukli ako bi se tražila samo predikatna supstitucija. Čak se može pokazati da će varijanta predikatne supstitucije neizbježno biti preslaba, sve dok je naša zaliha predikata konačna.[10] Prirodni lijek je, dakle, iskoristiti neodređenost naše kategorije predikata: priznati zamjenu ne samo predikata u nekom zamišljenom popisu, već i bilo kojih predikata koji bi mogli biti dodani. Tako podešena, dakle, apstraktna verzija ide kako slijedi: *logička istina je iskaz koji se ne može pretvoriti u laž zamjenom za leksikon, čak i pod nadopunom leksičkih resursa*.

Što se tiče našeg objekat jezika, možemo dobro ostati pri jednoj ili drugoj definiciji logičke istine koja je već postignuta na ranijim stranicama. Tamo gdje nova i više apstraktna sugestija ima svoju vrijednost

[9] Gilbert Harman, pregled u *Metaphilosophy, 1971*.
[10] Na ovo mi je ukazao Mark L. Wilson.

jeste u razmatranju drugih jezika. S tim u vezi, dobro je imati na umu, kao što smo već učinili, da se ranije definicije slažu s ovom više apstraktnom dokle god leksikon predikata nije previše skučen.

Definicija još uvijek nije transcendentna. Ona ovisi o pojmu gramatičke konstrukcije, ili, u komplementarnom fraziranju, o pojmu leksikona. Nemamo odbrambeni transcendentno shvaćen pojam konstrukcije ili leksikona, već samo labavo povezanu porodicu međusobno više ili manje sličnih imanentnih pojmova (vidi Poglavlje 2). U svakom slučaju, jedan i isti jezik, doista − jedan i isti beskonačni skup iskaza − naravno mogu biti generirani različitim konstrukcijama različitih leksičkih principa. Naš predloženi apstraktni pojam logičke istine ovisi ne samo o jeziku, već o tome kako ga gramatiziramo.

Prijedlog ipak nudi opću dobrobit i, nadalje, značajnu vezu između logike i gramatike. Kakve iskaze jezika treba računati kao logički istinite određeno je, prema ovoj teoriji, kad smo riješili dvije stvari o jeziku: njegovu gramatiku i njegov predikat istina. Logika je, u žargonu mehanike, rezultanta dvije komponente: gramatike i istine.

Preveo s engleskog jezika: Nijaz Ibrulj