

- [ ] Dwójkę uporządkowaną  $\langle x, y \rangle$  definiuje się jako  $\{ \{x, y\}, x \}$ .
- [ x ] Dwójkę uporządkowaną  $\langle x, y \rangle$  definiuje się jako  $\{ \{y, x\}, \{x\} \}$
- [ x ] Para uporządkowana  $\langle x, y \rangle$  definiowana jest jako  $\{ \{x\}, \{x\}, \{x, y\} \}$
- [ ] Para uporządkowana  $\langle x, y \rangle$  definiowana jest jako  $\{ x, \{x, y\} \}$
- [ x ] Trójkę uporządkowaną  $\langle x, y, z \rangle$  definiuje się jako  $\langle \langle x, y \rangle, z \rangle$
- ~~[ x ]~~ Trójkę uporządkowaną  $\langle x, y, z \rangle$  definiuje się jako  $\langle x, \langle y, z \rangle \rangle$
- ~~[ x ]~~ Trójkę uporządkowaną  $\langle x, y, z \rangle$  definiuje się jako  $\langle x, \langle y, z \rangle \rangle$
- [ x ] Dana jest rodzina zbiorów  $\mathfrak{R}$ . Prawdziwa jest następująca własność  $(\bigcup \mathfrak{R}) \cap (\bigcap \mathfrak{R}) = \bigcap \mathfrak{R}$
- [ x ] Obraz (f-obraz) zbioru przez funkcję może być zbiorem jednoelementowym.
- [ ] Przeciwobraz (f-przeciwobraz) zbioru przez funkcję nie może być zbiorem jednoelementowym.
- [ x ] Relacja liniowo porządkująca jest relacją zwrotną, antysymetryczną, przechodnią i spójną.
- [ x ] Relacja porządkująca jest relacją zwrotną, antysymetryczną i przechodnią.
- [ ] Relacja częściowego porządku  $R \subseteq X_2$  jest relacją zwrotną, antysymetryczną i przechodnią.
- [ ] Relacja częściowego porządku jest relacją zwrotną, antysymetryczną i przechodnią. Każdy podział zbioru wyznacza w tym zbiorze pewną relację porządkującą
- [ ] Relacja częściowego porządku  $R \subseteq X_2$  jest relacją zwrotną, antysymetryczną i przechodnią.
- Aby jakiś podzbiór  $A \subseteq X$  można było nazwać łańcuchem to relacja  $R$  musi być także relacją spójną
- [ x ] Relacja równoważności jest zwrotna, symetryczna i przechodnia. Klasy abstrakcji relacji równoważności  $R \subseteq X_2$  wyznaczają podział zbioru  $X$ .
- [ x ] Jeśli element  $a$  jest elementem najmniejszy w zbiorze uporządkowanym  $\langle X, R \rangle$  to w zbiorze  $R$  znajdują się takie elementy  $x \in X$ , że  $\langle a, x \rangle$
- [ x ] Jeśli element  $a$  jest elementem najmniejszy w zbiorze uporządkowanym  $\langle X, R \rangle$  to w zbiorze  $R$  znajdują się następujące elementy  $\langle a, x \rangle$  gdzie  $x \in X$
- [ ] Klasy abstrakcji relacji równoważności wyznaczone przez różnych reprezentantów zawsze są rozłączne
- [ x ] Klasy abstrakcji relacji równoważności wyznaczone przez różnych reprezentantów jeśli nie są identyczne to są rozłączne
- [ ] Klasa abstrakcji relacji pewnej relacji równoważności o pewnym reprezentancie może być zbiorem pustym
- [ ] Każdy podział  $H = \{H_i : i \in I\}$  zbioru  $X$  ustala na tym zbiorze relację równoważności  $R_H$  w myśl następującego wzoru
- [ x ] Stała  $a$  spełnia predykat  $R(x)$  jeśli po wstawieniu  $a$  w miejsce  $x$  otrzymamy zdanie prawdziwe
- [ ] Reguła wnioskowania jest poprawna regułą wnioskowania jeśli wszystkie przesłanki reguły są tautologiami
- [ x ]  $B \times X \subseteq B \times X$  (zanim odpowiesz przypomnij sobie definicję górnego i dolnego przybliżenia zbioru)
- [ ] Do B-górnego przybliżenia zbioru należą te obiekty co do, których mamy wątpliwości czy są one reprezentantami przybliżanego zbioru
- [ ] Z faktu, że zbiór atrybutów  $\{a, b\}$  jest reduktem relatywnym dla obiektu  $x_2 \in U$  wynika, że możemy za pomocą tych dwóch atrybutów (ich wartości) odróżnić obiekt  $x_2$  od dowolnego innego obiektu w niesprzecznej tablicy decyzyjnej
- [ x ] Iloczyn rodziny zbiorów  $\mathfrak{R}$  to zbiór zawierający elementy należące do każdego ze zbiorów rodziny  $\mathfrak{R}$
- [ ] Iloczyn rodziny zbiorów  $\mathfrak{R}$  to rodzina zbiorów zawierająca zbiór, którego elementami są elementy należące do każdego zbioru rodziny  $\mathfrak{R}$
- [ x ] Suma rodziny zbiorów  $\mathfrak{R}$  to zbiór, którego elementami są elementy należące do dowolnego ze zbiorów rodziny  $\mathfrak{R}$
- [ ] Nie istnieje taka relacja  $R \subseteq X_2$ , że jest ona jednocześnie relacją równoważności i częściowego porządku
- [ x ] Zbiór potegowy  $P(X)$  to rodzina wszystkich podzbiorów zbioru  $X$ . Jeśli  $X$  jest zbiorem skończonym ( $\text{card}(X)=n$ ) to  $\text{card}(P(X))=2^n$ .

dwójka to to  
samo co para

☒ Zbiór potęgowy  $P(X)$  to rodzina wszystkich podzbiorów zbioru  $X$ . Jeśli  $X$  jest zbiorem

skończonym ( $\text{card}(X)=n$ ) to  $\text{card}(P(X)) = \sum_{i=0}^n \binom{n}{i}$  zamiast skreślonego  $k$  ma być  $i$   
Jest to to samo co powyżej, bo ta suma =  $2^n$

☐ Podział zbioru  $X$  to każda rodzina  $\mathfrak{R}$ , niepustych podzbiorów zbioru  $X$ , spełniająca warunek

$\bigcup \mathfrak{R} = X$

☐ Dla dowolnych zbiorów  $A, B \subseteq X$  oraz funkcji  $f: X \rightarrow Y$  prawdziwa jest następująca własność

$f(A \cap B) = f(A) \cap f(B)$

☒ Dla dowolnych trzech zbiorów  $A, B, C$  prawdziwe jest wyrażenie

$A \times (B \times C) \neq (A \times B) \times C$

☐ Dla dowolnych trzech zbiorów  $A, B, C$  nie zachodzi równość  $A - (B \cup C) = (A - B) - C$

☐ System formalny w KRZ to trójka składająca się z pewnego zbioru formuł, funktorów zdaniotwórczych i reguł wnioskowania

☒ System formalny w KRZ to dwójka składająca się z pewnego zbioru formuł oraz reguł wnioskowania.

☐ System formalny w KRZ to trójka składająca się z pewnego zbioru formuł, funktorów zdaniotwórczych oraz reguł wnioskowania.

☒ Formuła  $\alpha$  wynika logicznie ze zbioru formuł  $X$  wtedy i tylko wtedy, gdy każda interpretacja spełniająca zbiór  $X$  spełnia też formułę  $\alpha$ .

☒ System formalny w KRZ to dwójka składająca się z pewnego zbioru formuł oraz reguł wnioskowania

☒ Reguła wnioskowania modus ponens jest regułą postaci

$\alpha$

$\alpha \rightarrow \beta$

$\beta$

☐ Reguła wnioskowania modus ponens jest regułą postaci  $\alpha, \alpha \rightarrow \beta / \beta$ , reguła ta jest poprawną regułą wnioskowania w Klasycznym Rachunku Zdań, podczas gdy w Klasycznym Rachunku Predykatów reguła ta nie jest poprawną regułą wnioskowania

☒ Dany jest system informacyjny  $\mathbf{A} = (U, A)$ ,  $B \subseteq A$ . Im zbiór  $B$  jest większy tym zbiorów Elementarnych może być więcej

☐ Redukt dla systemu informacyjnego  $\mathbf{A} = (U, A)$ , to zbiór  $B \subseteq A$ , który z przynajmniej jednym elementem każdego wiersza macierzy odróżnialności posiada niepuste przecięcie.

☐ Dany jest system informacyjny  $\mathbf{A} = (U, A)$ . Dla dowolnych  $B, C \subseteq A$ ,  $B \neq C$  zbiory  $B$ -elementarne i  $C$ -elementarne ustalają różne podziały zbioru  $U$ .

☒ Dany jest system informacyjny  $\mathbf{A} = (U, A)$ , w języku logiki decyzyjnej opisującej ten system dowolna formuła  $\phi$  jest prawdziwa wtedy i tylko wtedy jeśli jej zakres  $|\phi| = U$

☒ Dany jest system informacyjny  $\mathbf{A} = (U, A)$ . Dla dowolnego  $B \subseteq A$ , zbiory  $B$ -elementarne ustalają podział zbioru  $U$ .

☐ Redukt relatywny dla tablicy decyzyjnej  $\mathbf{DT} = (U, A \cup \{d\})$ , to zbiór  $B \subseteq A$ , uzyskujemy poprzez odpowiednią analizę funkcji odróżnialności modulo  $d$ , dla dowolnego obiektu  $x \in U$ .

☐ Dany jest system informacyjny  $\mathbf{A} = (U, A)$  oraz  $B \subseteq A$ ,  $X \subseteq U$  do zbioru  $U - BX$  należą elementy, co do których mamy wątpliwość czy są one reprezentantami pojęcia  $X$ .

☒ Redukt relatywny dla tablicy decyzyjnej  $\mathbf{DT} = (U, A \cup \{d\})$ , to zbiór  $B \subseteq A$ , uzyskujemy poprzez odpowiednią analizę funkcji odróżnialności modulo  $d$ , dla tej tablicy.

☐ Jeśli mamy implikację  $p \rightarrow q$  to prawdziwość którego zdania jest warunkiem koniecznym a którego wystarczającym, prawdziwości tej implikacji

☐ Argumentami  $n$ -argumentowego symbolu funkcyjnego w (Rachunku predykatów) nie mogą być termy

☐ Zdanie „Mamy iść jutro na ryby lub Kraków jest stolicą Polski” jest zdaniem w sensie rachunku zdań

☐ To że funktory są ekstensjonalne oznacza, że wartość logiczna formuł utworzonych za ich pomocą (mówimy o KRZ) zależy jedynie od sensu zdań, które tworzą te formuły

☐ System formalny w KRZ to trójka składająca się z pewnego zbioru formuł, funktorów

zdaniotwórczych i reguł wnioskowania

[ ] Jeśli mamy funkcję Boolowską w postaci CNF to po przekształceniu jej do postaci DNF, każdy składnik (koniunkcja) jest implikantem pierwszym tej funkcji Boolowskiej

[ ] Funkcję Boolowską  $f_{imp}$  nazywamy implikantem funkcji Boolowskiej  $f$  jeśli między innymi spełnia ona warunek:  $f(x)=1 \Rightarrow f_{imp}(x)=1$ .

[ x ] Reguła wnioskowania złożona z dwóch przesłanek i wniosku jest poprawną regułą wnioskowania jeśli z nieprawdziwego wniosku otrzymamy alternatywę nieprawdziwych przesłanek

[ x ] Aby dwie klasy abstrakcji relacji równoważności  $R$  o różnych reprezentantach były identyczne wystarczy, że reprezentanty te są z sobą w relacji  $R$ .

[ ] Rodzina zbiorów  $R=\{\{a,b\}, \{c\}, \emptyset, \{d\}\}$  jest podziałem zbioru  $X=\{a,b,c,d\}$

[ ] Stwierdzenie, że formuła jest spełniona w klasycznym rachunku zdań to stwierdzenie, że jest ona tautologią

[ ] Jeśli tablica decyzyjna  $DT=(U, A \cup \{d\})$  jest niesprzeczna to  $\forall B \subseteq A \text{ POS}_B(d)=U$

[ ] Reguła wnioskowania „opuszczanie alternatywy” ma następującą postać (dla klasycznego rachunku zdań)  $p \vee q / p, q$

[ x ] Zdanie „Jeśli z tego, że Małgosia dużo się uczyła wynika, że Małgosia nie jest w ciąży to Małgosia jest w ciąży” jest zdaniem w sensie rachunku zdań

[ ] Iloczyn kartezjański zbiorów jest operacją (działaniem) przemienne

[ ] Iloczyn kartezjański zbiorów jest operacją (działaniem) łącznym

[ ] Nie istnieje relacja, która byłaby jednocześnie relacją równoważności i częściowego porządku.

[ x ] Każdy podział zbioru wyznacza w tym zbiorze pewną relację równoważności, klasami abstrakcji tej relacji są zbiory tworzące wspomniany podział

[ x ] W skończonym zbiorze uporządkowanym relacją porządkującą muszą istnieć elementy maksymalne i może istnieć element najmniejszy

[ x ] Formuła  $\alpha$  w postaci CNF (koniunkcyjnej postaci normalnej) jest tautologią jeśli każda alternatywa zawiera parę literalów komplementarnych

[ x ] Formuła  $\alpha$  wynika logicznie ze zbioru formuł  $X$  wtedy i tylko wtedy, gdy każda interpretacja spełniająca zbiór  $X$  spełnia też formułę  $\alpha$ .

[ x ] Formułę  $\alpha$  KRZ nazywamy tautologią wtw, gdy dla każdej interpretacji wartość logiczna formuły  $\alpha$  wynosi 1.

[ x ] System formalny w KRZ to dwójka składająca się z pewnego zbioru formuł oraz reguł wnioskowania

[ ] System formalny w KRZ to trójka składająca się z pewnego zbioru formuł, funktorów zdaniotwórczych i reguł wnioskowania

[ x ] Każda formuła KRZ, która jest prawdziwa jest również spełniona w pewnej interpretacji

[ ] Każda formuła KRZ, która jest spełniona jest tautologią klasycznego rachunku zdań

[ x ] Zbiór formuł  $X$  w KRZ jest niesprzeczny jeśli nie istnieje taka formuła  $\alpha$ , że  $X \vdash \alpha$  i  $X \vdash \neg \alpha$ .

[ ] Semantyczna metoda dowodzenia sprzeczności zbioru klauzul  $S$  polega na wykazaniu, że pewne klauzule należące do zbioru  $S$  nie są prawdziwe w każdej możliwej interpretacji.

[ ] Maszyna wnioskująca języka programowania PROLOG przeprowadza dowody metodą wstępującą.

[ x ] W systemie  $\mathbf{A}=(U, A)$  dowolny podzbiór  $X \subseteq U$  jest B-definiowalny jeśli  $U-(\text{BN}_B(X) \cup X)=U-X$ , gdzie  $B \subseteq A$  oraz  $\text{BN}_B(X)$  jest obszarem brzegowym.

[ ] Macierz odróżnialności modulo  $d$ , to zwykła macierz odróżnialności, z której usunięto informację o odróżnialności obiektów pochodzących z różnych klas decyzyjnych

[ x ] W macierzy odróżnialności modulo  $d$  nie znajdziemy informacji na temat odróżnialności obiektów będących reprezentantami tych samych klas decyzyjnych.

[ x ] Pierwsza zasada indukcji matematycznej brzmi następująco:

Niech  $\{p(n)\}_{n \in \mathbf{N}}$  będzie ciągiem zdań

Jeżeli:

zdanie  $p(1)$  jest prawdziwe

jeżeli  $p(m-1)$  jest zdaniem prawdziwym, to  $p(m)$  jest zdaniem prawdziwym

to dla każdej liczby naturalnej  $n$  zdanie  $p(n)$  jest zdaniem prawdziwym

[ x ] Druga zasada indukcji matematycznej brzmi następująco:

Niech  $\{p(n)\}_{n \in \mathbf{N}}$  będzie ciągiem zdań

Jeżeli:

zdanie  $p(1)$  jest prawdziwe

jeżeli wszystkie zdania  $p(1), \dots, p(m-1)$  są zdaniem prawdziwym, to  $p(m)$  jest zdaniem prawdziwym

to dla każdej liczby naturalnej  $n$  zdanie  $p(n)$  jest zdaniem prawdziwym

[ x ] Wykładnicze funkcje tworzące stosuje się na ogół w przypadkach, w których wiemy lub spodziewamy się, że kolejne  $a_i$  (wyrazy ciągu) rosną szybciej niż wykładniczo.

[ ] Wykładnicze funkcje tworzące stosuje się na ogół w przypadkach, w których wiemy lub spodziewamy się, że kolejne  $a_i$  (wyrazy ciągu) rosną szybciej niż liniowo.

[ ] Liczba wszystkich  $k$ -elementowych kombinacji z powtórzeniami zbioru  $n$ -elementowego wynosi

$$\binom{n+k-1}{n-k}$$

[ ] Podany porządek: alt, altanka, barok, burak : jest porządkiem słownikowym

[ ] Podział zbioru  $X$  to każda rodzina  $\mathfrak{R}$ , niepustych podzbiorów zbioru  $X$ , spełniająca warunek

$\bigcup \mathfrak{R} = X$

[ ] Dla dowolnego skończonego zbioru  $X$  uporządkowanego relacją porządkującą  $R$  można narysować diagram Hassego.

[ ] Dla dowolnego zbioru  $X$  uporządkowanego relacją porządkującą  $R$  można narysować diagram Hassego.

[ ] Zdanie „Idź do sklepu” jest zdaniem w sensie rachunku zdań

[ x ] Klauzula Horna to wyrażenie postaci  $A \leftarrow B_1, B_2, \dots, B_n$  gdzie  $A$  jest atomem oraz  $B_1, B_2, \dots, B_n$  jest koniunkcją atomów.

[ x ] Redukt relatywny dla tablicy decyzyjnej  $\mathbf{DT} = (U, A \cup \{d\})$ , to zbiór  $B \subseteq A$ , który uzyskujemy poprzez odpowiednią analizę funkcji odróżnialności modulo  $d$ , dla tej tablicy.

[ x ] Obszar pozytywny tablicy decyzyjnej to suma dolnych przybliżeń wszystkich klas decyzyjnych

[ x ] Obiekt  $x \in U$  wspiera regułę decyzyjną  $\phi \rightarrow \psi \in \mathbf{RUL}(\mathbf{DT})$  wtedy i tylko wtedy, gdy  $x \in \phi / \mathbf{DT}$  i  $x \in \psi / \mathbf{DT}$ , w przeciwnym przypadku obiekt  $x$  nie wspiera reguły decyzyjnej  $\phi \rightarrow \psi$ .

[ ] Łańcuchem nazywamy taki podzbiór zbioru uporządkowanego relacją porządkującą, że istnieje ją w nim elementy minimalne i maksymalne

[ x ] Dowód wstępujący polega na budowie drzewa dowodowego poczynając od aksjomatów do wyprowadzenia (za pomocą dostępnych reguł wnioskowania) formuły (w szczególności klauzuli) pustej lub formuły (w szczególności klauzuli), którą dowodzimy.

[ x ] Jeśli mamy ciąg  $a_0, a_1, \dots$ , który zdefiniowany jest rekurencyjnie, oraz odpowiadającą temu

ciągowi funkcję tworzącą  $f(x) = \sum_{n=0}^{\infty} a_n x^n$ , to wartość współczynnika stojącego przy  $n$ -tej potęgze  $x$  jest  $n$ -tym wyrazem tego ciągu.

[ x ] Liczba sposobów podziału skończonego zbioru  $A$  o mocy  $n$  na  $r$  rozłącznych podzbiorów o

mocach odpowiednio  $t_1, t_2, \dots, t_r$  wynosi  $\binom{n}{t_1, t_2, \dots, t_r}$

[ x ]  $A - (B \cap C) = (A - B) \cap (A - C)$ ,  $\neg(A \cup B) = (\neg A \cap \neg B)$  podane zależności znane są jako prawa De`Morgana

[ x ] Zbiór potęgowy  $P(X)$  to rodzina wszystkich podzbiorów zbioru  $X$ . Jeśli  $X$  jest zbiorem

skończonym o mocy  $n$ , to liczba podzbiorów właściwych zbioru  $X$  wynosi  $\sum_{i=0}^n \binom{n}{i} - 2$

[ x ] Suma rodziny zbiorów  $\mathfrak{R}$  to zbiór zawierający elementy należące do dowolnego ze zbiorów rodziny  $\mathfrak{R}$

[ ] Jeśli reguła w KRZ jest poprawną regułą w wnioskowania, to znaczy, że dla dowolnego wartościowania dla którego spełniona jest przynajmniej jedna z przesłanek reguły spełniona jest

również konkluzja reguły.

[ ] W języku logiki decyzyjnej zakres formuły atomowej  $a=v$  (ozn. również  $(a,v)$ ) definiuje się jako  $|(a,v)| = \{x \in U : a(x)=v\}$ , stąd zakres formuły  $|\phi \rightarrow \psi| = U \setminus |\phi| \cap |\psi|$ , gdzie  $\phi$  jest koniunkcją atomów, a  $\psi$  jest atomem (po prostu formuła  $\phi \rightarrow \psi$  jest regułą decyzyjną)

[ ] Funkcja postaci  $f(x) = \sum_{n=0}^{\infty} a_n x^n$ , jest funkcją tworzącą ciąg  $a_0, a_1, \dots$ , którego wartości rosną

wykładniczo oraz wartość współczynnika stojącego przy  $n$ -tej potęgze  $x$  jest  $n$ -tym wyrazem tego ciągu.

[ x ] Zasada włączeń pozwala obliczyć liczbę elementów zbioru będącego sumą pewnej liczby innych zbiorów. W szczególności dla trzech zbiorów zasadę tę można zapisać w postaci wzoru:

$$|A \cup B \cup C| = |A| + |B| + |C| + |A \cap B \cap C| + (-|A \cap B| - |A \cap C| - |B \cap C|)$$

[ x ] W macierzy odróżnialności modulo  $d$  nie znajdziemy informacji na temat odróżnialności obiektów będących reprezentantami tych samych klas decyzyjnych.

[ ] To że funktory są ekstensjonalne oznacza, że wartość logiczna formuł utworzonych za ich pomocą (mówimy o KRZ) zależy jedynie od sensu zdań, które tworzą te formuły

[ ] Do iloczynu rodziny zbiorów  $R$  należą elementy należące przynajmniej do jednego ze zbiorów rodzinę tę tworzącą

[ x ] Jeżeli funkcja  $f: X \rightarrow Y$  jest funkcją przekształcającą zbiór  $X$  w  $Y$  to, dla dowolnych

$$A, B \subseteq X \quad f(A \cap B) \subseteq f(A) \cap f(B)$$

[ ] Dwie klasy abstrakcji o różnych reprezentantach muszą być rozłączne

[ x ] Dla każdej dwuargumentowej relacji  $R$  istnieje relacja odwrotna  $R^{-1}$

[ x ] Dowód przez kontrapozycję wykorzystuje następującą równoważność formuł  $p \rightarrow q \equiv \neg q \rightarrow \neg p$

[ x ] Załóżmy, że funkcja  $f: X \rightarrow Y$  jest funkcją "na" oraz  $X$  jest dziedziną funkcji  $f$ , wówczas przeciwobrazy wszystkich zbiorów jednoelementowych  $\{y\} \subseteq Y$  tworzą podział zbioru złożony ze zbiorów jednoelementowych

[ ] Podział zbioru  $X$  to rodzina zbiorów  $R$  spełniająca następujące warunki:

$$1. \cup R = X$$

$$2. \text{dla każdego } i, j (i \text{ nie jest równe } j) (A_i, A_j \in R \Rightarrow A_i \cap A_j = \emptyset)$$

[ x ] Zapis  $p \Leftrightarrow q$  oznacza, że  $p \leftrightarrow q$  jest tautologią

[ ] Za pomocą klauzul Horna nie można wyrazić, że jakieś zdarzenia albo relacja nie zachodzi

[ x ] Przeprowadzając dowód apagogeniczny wykorzystujemy następującą regułę wnioskowania,  
 $\neg \alpha \rightarrow (\neg \beta \wedge \beta) / \alpha$

[ ] Zmienna  $x$  jest zmienną wolną w pewnym wyrażeniu klasycznego rachunku kwantyfikatorów jeśli nie jest związana kwantyfikatorem uniwersalnym

[ x ] Metoda polegająca na sprowadzeniu dowolnej formuły Klasycznego Rachunku Zdań do postaci CNF i sprawdzeniu czy w każdej z alternatyw znajduje się para literałów komplementarnych jest metodą rozstrzygania dla Klasycznego Rachunku Zdań

[ ] Wyprowadzenie formuły (klauzuli) pustej w dowodzie wstępującym oznacza, że dana gałąź drzewa dowodowego zakończyła się porażką

[ x ] Formuła  $\alpha$  jest prawdziwa w interpretacji  $I$  wttw, gdy dla każdego wartościowania  $w$ , wartość logiczna formuły  $\alpha$  w interpretacji  $I$  i przy wartościowaniu  $w$  równa się jeden

[ x ] Uniwersum zbioru klauzul  $S$  to wszystkie termy ustalone (jeśli w zbiorze klauzul nie ma funkcji to po prostu wszystkie stałe) jakie udało się utworzyć ze stałych występujących w klauzulach zbioru  $S$