Systemy baz danych 1

Anna Fiedorowicz

WMIE

10.10.2019

Zależności funkcyjne

Definicja 3.1

Niech dany będzie zbiór atrybutów U, $X, Y \subseteq U$. Niech R będzie relacją typu U. Mówimy, że **zależność funkcyjna** $X \to Y$ **jest spełniona** w R, jeżeli dla dowolnych dwóch krotek $r_1, r_2 \in R$ zachodzi

$$(*) \quad r_1[X] = r_2[X] \implies r_1[Y] = r_2[Y],$$

tzn., jeżeli wartości dla atrybutów ze zbioru X są równe dla obu krotek, to wartości dla atrybutów ze zbioru Y też są równe dla obu krotek.
Fakt, że zależność funkcyjna $X \to Y$ jest spełniona w relacji R (tzn., zachodzi w R) oznaczamy $R \models X \to Y$.

Zależność funkcyjną $X \to Y$ czytamy następująco:

Y jest funkcyjnie zależny od X lub

X funkcyjnie determinuje Y.

Uwaga. Przyczyną występowania anomalii w bazie danych może być istnienie pewnych "niepożądanych" zależności funkcyjnych pomiędzy atrybutami. W celu uniknięcia anomalii, stosujemy proces normalizacji.

Zależności funkcyjne - przykład

Niech w relacji poniżej A-student, B-przedmiot, C-ocena, D-punkty.
W poniższej relacji **nie zachodzi** zależność funkcyjna $A \longrightarrow B$:

R : A	B	C	D
Kowalski	*mat*	2	40
Nowak	*fiz*	4	80
Kowalski	*fiz*	3	65
Nowak	*mat*	4	85
Krol	*tech*	4	80

Zależności funkcyjne - przykład

Niech w relacji poniżej A-student, B-przedmiot, C-ocena, D-punkty.
W poniższej relacji **nie zachodzi** zależność funkcyjna $A \longrightarrow B$:

R :	A	B	C	D
	Kowalski	*mat*	2	40
	Nowak	*fiz*	4	80
	Kowalski	*fiz*	3	65
	Nowak	*mat*	4	85
	Krol	*tech*	4	80

Ponieważ w pierwszej i trzeciej krotce atrybut A ma takie same wartości, natomiast atrybut B ma różne.

Zależności funkcyjne - przykład

Niech w relacji poniżej A-student, B-przedmiot, C-ocena, D-punkty.
W poniższej relacji **nie zachodzi** zależność funkcyjna $A \rightarrow B$:

R :	A	B	C	D
	Kowalski	*mat*	2	40
	Nowak	*fiz*	4	80
	Kowalski	*fiz*	3	65
	Nowak	*mat*	4	85
	Krol	*tech*	4	80

Ponieważ w pierwszej i trzeciej krotce atrybut A ma takie same wartości, natomiast atrybut B ma różne.

W R zachodzi zależność: $AB \rightarrow D$ oraz $D \rightarrow C$.

Zależności funkcyjne - przykład

Niech $U = \{I, N, A, C, S\}$, gdzie
$I = Indekz, N = Nazwisko, A = Wiek, C = Kurs, S = Ocena$, w relacji *Student* poniżej.

Student :	*I*	*N*	*A*	*C*	*S*
	100	*X*	23	*Math*	5
	100	*X*	23	*Art*	4
	100	*X*	23	*Music*	5
	112	*A*	20	*Math*	4
	120	*Y*	23	*Art*	5
	120	*Y*	23	*Music*	3
	233	*A*	24	*Art*	5
	233	*A*	24	*Biol*	5

Zależności funkcyjne - przykład

Niech $U = \{I, N, A, C, S\}$, gdzie
$I = Indekz, N = Nazwisko, A = Wiek, C = Kurs, S = Ocena$, w relacji *Student* poniżej.

Student : I	N	A	C	S
100	X	23	Math	5
100	X	23	Art	4
100	X	23	Music	5
112	A	20	Math	4
120	Y	23	Art	5
120	Y	23	Music	3
233	A	24	Art	5
233	A	24	Biol	5

Wskaż zależności funkcyjne spełnione w tej relacji.

Zależności funkcyjne - przykład

Niech $U = \{I, N, A, C, S\}$, gdzie
$I = Indekz, N = Nazwisko, A = Wiek, C = Kurs, S = Ocena$, w relacji *Student* poniżej.

Student : *I*	*N*	*A*	*C*	*S*
100	*X*	23	*Math*	5
100	*X*	23	*Art*	4
100	*X*	23	*Music*	5
112	*A*	20	*Math*	4
120	*Y*	23	*Art*	5
120	*Y*	23	*Music*	3
233	*A*	24	*Art*	5
233	*A*	24	*Biol*	5

Wskaż zależności funkcyjne spełnione w tej relacji.

Dlaczego ta relacja jest "źle" zaprojektowana?
Co jest przyczyną anomalii?
Jak można to naprawić?

Reguły wnioskowania

Zadanie:
mając dany zbiór atrybutów X (w danej relacji), jak znaleźć atrybuty, które są funkcyjnie zależne od danego zbioru X?

Reguły wnioskowania

Zadanie:
mając dany zbiór atrybutów X (w danej relacji), jak znaleźć atrybuty, które są funkcyjnie zależne od danego zbioru X?

Reguły wnioskowania używamy, aby wyprowadzić z danego zbioru zależności funkcyjnych kolejne zależności funkcyjne, które są spełnione w relacji R.
Będziemy zakładać, że mamy dany pewien zbiór zależności funkcyjnych spełnionych w R (na przykład jest to wyznaczone przez jakiś proces eksploracyjny).

Reguły wnioskowania

Zadanie:
mając dany zbiór atrybutów X (w danej relacji), jak znaleźć atrybuty, które są funkcyjnie zależne od danego zbioru X?

Reguły wnioskowania używamy, aby wyprowadzić z danego zbioru zależności funkcyjnych kolejne zależności funkcyjne, które są spełnione w relacji R.
Będziemy zakładać, że mamy dany pewien zbiór zależności funkcyjnych spełnionych w R (na przykład jest to wyznaczone przez jakiś proces eksploracyjny).

Rozwiązanie: na podstawie początkowego zbioru zależności funkcyjnych, wyprowadzimy kolejne, za pomocą reguł wnioskowania.

Armstrong Axioms

Niech U będzie zbiorem atrybutów.
Niech $F \subseteq \{X \rightarrow Y : X, Y \subseteq U\}$, tzn. F jest podzbiorem zbioru wszystkich możliwych zależności funkcyjnych nad U.

Definicja 3.2

Niech F^+ oznacza najmniejszy zbiór zależności funkcyjnych, który zawiera zbiór F (tzn. $F \subseteq F^+$), oraz jest zamknięty ze względu na następujące reguły wnioskowania, nazywane **aksjomatami Armstronga**, gdzie $X, Y, Z \subseteq U$,

(F1) $Y \subseteq X \implies X \rightarrow Y \in F^+$ (zwrotność (Reflexivity))

(F2) $X \rightarrow Y \in F^+ \implies XZ \rightarrow YZ \in F^+$ (poszerzalność (Augmentation))

(F3) $(X \rightarrow Y \in F^+ \ \wedge\ Y \rightarrow Z \in F^+) \implies X \rightarrow Z \in F^+$ (przechodniość (Transitivity))

Zbiór F^+ nazywamy **domknięciem** zbioru F (pełną rodziną zależności funkcyjnych generowaną przez F).

Dodatkowe reguły wnioskowania

Stosując aksjomaty Armstronga, możemy udowodnić następujące reguły wnioskowania.

Własność 3.1

(F4) $(X \rightarrow Y \in F^+ \ \wedge \ YW \rightarrow Z \in F^+) \implies XW \rightarrow Z \in F^+$ *(pseudo-przechodniość (Pseudo-transitivity))*

(F5) $(X \rightarrow Y \in F^+ \ \wedge \ X \rightarrow Z \in F^+) \implies X \rightarrow YZ \in F^+$ *(addytywność (Additivity))*

(F6) $X \rightarrow YZ \in F^+ \implies (X \rightarrow Y \in F^+ \ \wedge \ X \rightarrow Z \in F^+)$ *(dekompozycja (Decomposition))*

Przykład

Niech $F = \{A \rightarrow B, B \rightarrow AC\}$ będzie zbiorem zależności funkcyjnych nad $U = \{A, B, C\}$. Wówczas
$F^+ = \{A \rightarrow A, AB \rightarrow A, AC \rightarrow A, ABC \rightarrow A, B \rightarrow B, AB \rightarrow B, BC \rightarrow B, ABC \rightarrow B, C \rightarrow C, AC \rightarrow C, BC \rightarrow C, ABC \rightarrow C, AB \rightarrow AB, ABC \rightarrow AB, AC \rightarrow AC, ABC \rightarrow AC, BC \rightarrow BC, ABC \rightarrow BC, ABC \rightarrow ABC,$
$A \rightarrow B, A \rightarrow AB, A \rightarrow C, A \rightarrow AC, A \rightarrow BC, A \rightarrow ABC, AC \rightarrow BC, AC \rightarrow ABC, AC \rightarrow AB, AC \rightarrow B$
$B \rightarrow AC, B \rightarrow A, B \rightarrow C, B \rightarrow AB, B \rightarrow BC, B \rightarrow ABC,$
$AB \rightarrow C, AB \rightarrow AC, AB \rightarrow BC, AB \rightarrow ABC, BC \rightarrow AC, BC \rightarrow A, BC \rightarrow AB, BC \rightarrow ABC\}$.

Domknięcie zbioru atrybutów

Niech U niech zbiorem atrybutów i niech $X \subseteq U$. Niech F będzie zbiorem zależności funkcyjnych nad U.

Definicja 3.3

Domknięcie zbioru X, oznaczane przez X^+, definiujemy jako

$$X^+ = \{A \in U : X \to A \in F^+\}.$$

Innymi słowy, w domknięciu X mamy wszystkie atrybuty, które są funkcyjnie zależne od X.

Własność 3.2

Niech F będzie zbiorem zależności funkcyjnych nad U. Niech $X, Y \subseteq U$. Wtedy

$$X \to Y \in F^+ \iff Y \subseteq X^+.$$

Schemat relacyjny

Niech dany będzie zbiór atrybutów U oraz zbiór zależności funkcyjnych F nad U.

Definicja 3.4

Parę uporządkowaną $\mathbf{R} = (U, F)$ nazywamy schematem relacyjnym o zbiorze atrybutów U i zbiorze zależności funkcyjnych F.

Definicja 3.5

Niech R będzie relacją. Mówimy, że R jest instancją (przypadkiem) schematu relacyjnego $\mathbf{R} = (U, F)$, jeżeli R jest typu U i każda zależność funkcyjna z F jest spełniona w R.

Zbiór wszystkich relacji będących przypadkami danego schematu $\mathbf{R}$ oznaczamy $\mathrm{INST}(\mathbf{R})$.

Operacje na schematach relacyjnych: projekcja

Definicja 3.6

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$ i niech $X \subseteq U$. Schemat $\mathbf{T} = (X, G)$ nazywamy projekcją schematu $\mathbf{R}$ na X, co oznaczamy $\mathbf{T} = \mathbf{R}[X]$, jeżeli zbiór G zależności funkcyjnych schematu $\mathbf{T}$ spełnia

$$G^+ = \{Y \to Z \in F^+ : \ Y \cup Z \subseteq X\}^+.$$

Operacje na schematach relacyjnych: projekcja

Definicja 3.6

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$ i niech $X \subseteq U$. Schemat $\mathbf{T} = (X, G)$ nazywamy projekcją schematu $\mathbf{R}$ na X, co oznaczamy $\mathbf{T} = \mathbf{R}[X]$, jeżeli zbiór G zależności funkcyjnych schematu $\mathbf{T}$ spełnia

$$G^+ = \{Y \to Z \in F^+ : \; Y \cup Z \subseteq X\}^+.$$

Przykład. Niech $\mathbf{R} = (U, F)$, gdzie
$U = \{P, I, O, E, D, S\}$,
$F = \{P \to DSE, DS \to P, PI \to O, DI \to P\}$.
Wyznacz projekcję $\mathbf{R}$ na $X = \{IDSO\}$.

Operacje na schematach relacyjnych: projekcja

Definicja 3.6

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$ i niech $X \subseteq U$. Schemat $\mathbf{T} = (X, G)$ nazywamy projekcją schematu $\mathbf{R}$ na X, co oznaczamy $\mathbf{T} = \mathbf{R}[X]$, jeżeli zbiór G zależności funkcyjnych schematu $\mathbf{T}$ spełnia

$$G^+ = \{Y \to Z \in F^+ : \ Y \cup Z \subseteq X\}^+.$$

Przykład. Niech $\mathbf{R} = (U, F)$, gdzie
$U = \{P, I, O, E, D, S\}$,
$F = \{P \to DSE, DS \to P, PI \to O, DI \to P\}$.
Wyznacz projekcję $\mathbf{R}$ na $X = \{IDSO\}$.

$$\mathbf{R}[IDSO] = (\{I, D, S, O\}, G),$$

gdzie G jest zbiorem zależności funkcyjnych takim, że

$$G^+ = \{Y \to Z \in F^+ : \ Y \cup Z \subseteq X\}^+.$$

Operacje na schematach relacyjnych: złączenie

Definicja 3.7

Niech $\mathbf{R} = (X, F)$ i $\mathbf{S} = (Y, G)$ będą danymi schematami relacyjnymi. Wówczas złączeniem schematów $\mathbf{R}$ i $\mathbf{S}$ jest schemat relacyjny $\mathbf{T} = (Z, H)$ taki, że

$$Z = X \cup Y, \quad H = F \cup G.$$

Złączenie $\mathbf{T}$ schematów $\mathbf{R}$ i $\mathbf{S}$ oznaczamy $\mathbf{T} = \mathbf{R} \bowtie \mathbf{S}$.

Rozkłady schematów relacyjnych

Niech dany będzie schemat $\mathbf{R} = (U, F)$.

Możemy wyróżnić następujące typy rozkładów **R**:

1. rozkład bez straty danych;
2. rozkład bez straty zależności funkcyjnych ;
3. rozkład na składowe niezależne, tzn. rozkład bez straty danych i bez straty zależności funkcyjnych.

Rozkład bez straty danych

Definicja 3.8

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$. *Powiemy, że schemat* $\mathbf{R}$ *jest* ***rozkładalny bez straty danych*** *na schematy* $\mathbf{R}[X]$ *oraz* $\mathbf{R}[Y]$, *jeżeli*

1. $X \cup Y = U$;
2. *jeżeli* $R \in \mathrm{INST}(\mathbf{R})$ *to* $R = R[X] \bowtie R[Y]$.

Rozkład bez straty danych

Definicja 3.8

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$. *Powiemy, że schemat* $\mathbf{R}$ *jest* *rozkładalny bez straty danych* *na schematy* $\mathbf{R}[X]$ *oraz* $\mathbf{R}[Y]$, *jeżeli*

1. $X \cup Y = U$;
2. *jeżeli* $R \in \mathrm{INST}(\mathbf{R})$ *to* $R = R[X] \bowtie R[Y]$.

Twierdzenie 3.1

Niech dany będzie schemat $\mathbf{R} = (U, F)$. *Jeżeli zależność funkcyjna* $X \rightarrow Y \in F^{+}$ *wtedy schemat* $\mathbf{R}$ *jest rozkładalny na schematy* $\mathbf{R}[XY]$ *oraz* $\mathbf{R}[XZ]$, *gdzie* $XYZ = U$ *oraz* $Y \cap Z = \emptyset$.

Rozkład bez straty danych

Twierdzenie 3.2

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$*. Załóżmy, że* $\mathbf{R}$ *jest rozkładalny bez straty danych na schematy* $\mathbf{R}[XY]$ *oraz* $\mathbf{R}[XZ]$*, gdzie* $XYZ = U$ *oraz* $Y \cap Z = \emptyset$*. Wtedy zachodzi zależność funkcyjna* $X \rightarrow Y \in F^+$ *lub zależność funkcyjna* $X \rightarrow Z \in F^+$*.*

Rozkład bez straty danych

Twierdzenie 3.2

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$*. Załóżmy, że* $\mathbf{R}$ *jest rozkładalny bez straty danych na schematy* $\mathbf{R}[XY]$ *oraz* $\mathbf{R}[XZ]$*, gdzie* $XYZ = U$ *oraz* $Y \cap Z = \emptyset$*. Wtedy zachodzi zależność funkcyjna* $X \rightarrow Y \in F^{+}$ *lub zależność funkcyjna* $X \rightarrow Z \in F^{+}$*.*

Twierdzenie 3.3

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$*. Schemat* $\mathbf{R}$ *jest rozkładalny bez straty danych na schematy* $\mathbf{R}[XY]$ *oraz* $\mathbf{R}[XZ]$*, gdzie* $XYZ = U$ *oraz* $Y \cap Z = \emptyset$ *wtedy, i tylko wtedy, gdy zachodzi zależność funkcyjna* $X \rightarrow Y \in F^{+}$ *lub zależność funkcyjna* $X \rightarrow Z \in F^{+}$*.*

Rozkład bez straty danych

Przykład. Niech $\mathbf{E} = (\{I, N, P, O\}, \{I \to N, IP \to O\})$.
Niech $X = I, Y = N$. Istnieje zależność funkcyjna $I \to N$ in F, zatem rozkład $\mathbf{E}$ ze względu na $I \to N$ jest rozkładem bez straty danych. Mamy
$\mathbf{E}[IN] = (\{IN\}, \{I \to N\})$,
$\mathbf{E}[IPO] = (\{IPO\}, \{IP \to O\})$.

Rozkład bez straty danych

Przykład. Niech $\mathbf{E} = (\{I, N, P, O\}, \{I \to N, IP \to O\})$.
Niech $X = I, Y = N$. Istnieje zależność funkcyjna $I \to N$ in F, zatem rozkład $\mathbf{E}$ ze względu na $I \to N$ jest rozkładem bez straty danych. Mamy
$\mathbf{E}[IN] = (\{IN\}, \{I \to N\})$,
$\mathbf{E}[IPO] = (\{IPO\}, \{IP \to O\})$.
Dla każdej relacji R będącej przypadkiem schematu $\mathbf{E}$ zachodzi
$R = R[IN] \bowtie R[IPO]$.

Rozkład bez straty zależności funkcyjnych

Definicja 3.9

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$. Mówimy, że schemat $\mathbf{R}$ jest rozkładalny bez straty zależności funkcyjnych na schematy $\mathbf{R}_1 = (X, G)$ i $\mathbf{R}_2 = (Y, H)$, jeżeli

1. $X \cup Y = U$;
2. $(G \cup H)^+ = F^+$.

Rozkład na składowe niezależne

Definicja 3.10

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$. Mówimy, że schemat $\mathbf{R}$ jest rozkładalny na składowe niezależne $\mathbf{S} = (X, G)$ i $\mathbf{T} = (Y, H)$, jeżeli

1. $X \cup Y = U$;
2. $(G \cup H)^+ = F^+$;
3. jeżeli $R \in \mathrm{INST}(\mathbf{R})$, to $R = R[X] \bowtie R[Y]$.

Rozkład na składowe niezależne

Definicja 3.10

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$. Mówimy, że schemat $\mathbf{R}$ jest rozkładalny na składowe niezależne $\mathbf{S} = (X, G)$ i $\mathbf{T} = (Y, H)$, jeżeli

1. $X \cup Y = U$;
2. $(G \cup H)^+ = F^+$;
3. jeżeli $R \in \mathrm{INST}(\mathbf{R})$, to $R = R[X] \bowtie R[Y]$.

Twierdzenie 3.4

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ będzie danym schematem relacyjnym, $X, Y \subseteq U$ takie, że $XY = U$ i $X \cap Y \neq \emptyset$. Projekcje $\mathbf{R}[X] = \mathbf{S} = (X, G)$ i $\mathbf{R}[Y] = \mathbf{T} = (Y, H)$ są składowymi niezależnymi schematu $\mathbf{R}$ wtedy i tylko wtedy, gdy:
(a) $(G \cup H)^+ = F^+$;
(b) $X \cap Y \rightarrow X \in F^+$ *lub* $X \cap Y \rightarrow Y \in F^+$.

Pojęcie klucza schematu relacyjnego

Definicja 5.1

Niech dany będzie schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$*. Podzbiór* $K \subseteq U$ *zbioru atrybutów nazywamy* *kluczem* *schematu* $\mathbf{R}$ *jeżeli zachodzą dwa następujące warunki:*

1. $K \rightarrow U \in F^+$ (**unikalna identyfikacja**; *wszystkie atrybuty funkcyjnie zależą od* K);
2. *dla każdego podzbioru właściwego* $K' \subsetneq K$ *zachodzi* $K' \rightarrow U \notin F^+$ (**minimalność** K, *tzn., żaden właściwy podzbiór klucza* K *nie spełnia warunku unikalnej identyfikacji).*

Niech dany będzie schemat $\mathbf{E} = (U, F) = (\{I, N, P, O\}, \{I \rightarrow N, IP \rightarrow O\})$. Kluczem w tym schemacie jest IP, ponieważ $IP \rightarrow U \in F^+$, ale $I \rightarrow U \notin F^+$ i $P \rightarrow U \notin F^+$.

Zadania

1. Wyznacz wszystkie klucze w schematach.
   1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, C, D, E\}, \{A \to BC, B \to D, CD \to E\})$.
   2. $\mathbf{S} = (W, G) = (\{A_1, A_2, A_3, A_4\}, \{A_2 \to A_3A_4, A_2A_4 \to A_1A_3, A_4 \to A_3\})$.
   3. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, E, G, J, I, H\}, \{AB \to E, AG \to J, BE \to I, E \to G, GI \to H\}$.
   4. $\mathbf{T} = (Z, J) = (\{A, B, C, D, E, G, H\}, \{AB \to C, B \to D, CD \to E, CE \to GH, G \to A\})$.
2. Rozłóż schematy ze względu na podaną zależność funkcyjną.
   1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, C, D, E\}, \{A \to BC, B \to D, CD \to E\}), B \to D$.
   2. $\mathbf{S} = (W, G) = (\{A_1, A_2, A_3, A_4\}, \{A_2 \to A_3A_4, A_2A_4 \to A_1A_3, A_4 \to A_3\})$, $A_4 \to A_3$.
3. Udowodnij, że podane zależności funkcyjne są spełnione w podanych schematach.
   1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, E, G, J, I, H\}, \{AB \to E, AG \to J, BE \to I, E \to G, GI \to H\}, AB \to GH$.
   2. $\mathbf{T} = (Z, J) = (\{A, B, C, D, E, G, H\}, \{AB \to C, B \to D, CD \to E, CE \to GH, G \to A\}), AB \to E; BG \to C; AB \to G$.

Niech dany będzie schemat
$\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \rightarrow NAF, IE \rightarrow S\})$ (gdzie **I**-Indeks, **N**-Nazwisko, **A**-Adres, **F**-Kierunek, **E**-Egzamin, **S**-Ocena).

Relacja R jest przypadkiem schematu **R**:

R : I	N	A	F	E	S
100	X	aaa1	IiE	*Calculus*	5
100	X	aaa1	IiE	*Databases*	4
100	X	aaa1	IiE	*Algebra*	5
112	A	bbb	IiE	*Algebra*	4
120	Y	ccc	ZiM	*Art*	5
120	Y	ccc	ZiM	*Music*	3
233	A	bbb	ZiM	*Art*	5
233	A	bbb	ZiM	*History*	5
233	A	bbb	ZiM	*Music*	5
117	Z	ddd2	IiE	*Databases*	5

Kluczem schematu **R** jest IE.
Baza danych zawiera anomalie: anomalię wstawiania, anomalię poprawiania, anomalię usuwania i nadmiarowość danych.

Definicja 5.2

Niech U będzie zbiorem atrybutów a F zbiorem zależności funkcyjnych nad U; $X, Y \subseteq U$, $X \cap Y = \emptyset$.
Mówimy, że Y jest **w pełni funkcyjnie zależny** *od X jeżeli*

- *Y jest zależny funkcyjnie od X, tzn. $X \to Y \in F^+$, oraz*
- *żaden właściwy podzbiór X nie determinuje funkcyjnie Y, tzn. jeżeli X' jest właściwym podzbiorem X to $X' \to Y \notin F^+$.*

Definicja 5.2

Niech U będzie zbiorem atrybutów a F zbiorem zależności funkcyjnych nad U; $X, Y \subseteq U$, $X \cap Y = \emptyset$.
Mówimy, że Y jest **w pełni funkcyjnie zależny** *od X jeżeli*

- *Y jest zależny funkcyjnie od X, tzn. $X \rightarrow Y \in F^+$, oraz*
- *żaden właściwy podzbiór X nie determinuje funkcyjnie Y, tzn. jeżeli X' jest właściwym podzbiorem X to $X' \rightarrow Y \notin F^+$.*

Definicja 5.3 (**Druga Postać Normalna**)

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ będzie schematem relacyjnym. Mówimy, że $\mathbf{R}$ jest w Drugiej Postaci Normalnej (krótko: 2PN, 2NF), jeżeli każdy niekluczowy atrybut tego schematu jest w pełni funkcyjnie zależny od każdego klucza tego schematu.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \to NAF, IE \to S\})$ nie jest w 2PN:
Kluczem schematu jest IE, ale $I \to NAF \in G^+$, tzn. są niekluczowe atrybuty (N, A, F) funkcyjnie zależne od właściwego podzbioru klucza (od I). Czyli atrybuty N, A, F nie są w pełni funkcyjnie zależne od klucza IE.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \rightarrow NAF, IE \rightarrow S\})$ nie jest w 2PN:
Kluczem schematu jest IE, ale $I \rightarrow NAF \in G^+$, tzn. są niekluczowe atrybuty (N, A, F) funkcyjnie zależne od właściwego podzbioru klucza (od I). Czyli atrybuty N, A, F nie są w pełni funkcyjnie zależne od klucza IE.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \rightarrow NAF, IE \rightarrow S\})$ nie jest w 2PN:
Ale możemy rozłożyć $\mathbf{R}$ bez straty danych na projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[INAF]$ oraz $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[IES]$. W $\mathbf{R}_1$ mamy klucz I, w $\mathbf{R}_2$ mamy klucz IE. Obie projekcje są w 2PN.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \rightarrow NAF, IE \rightarrow S\})$ nie jest w 2PN:
Kluczem schematu jest IE, ale $I \rightarrow NAF \in G^{+}$, tzn. są niekluczowe atrybuty (N, A, F) funkcyjnie zależne od właściwego podzbioru klucza (od I). Czyli atrybuty N, A, F nie są w pełni funkcyjnie zależne od klucza IE.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \rightarrow NAF, IE \rightarrow S\})$ nie jest w 2PN:
Ale możemy rozłożyć $\mathbf{R}$ bez straty danych na projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[INAF]$ oraz $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[IES]$. W $\mathbf{R}_1$ mamy klucz I, w $\mathbf{R}_2$ mamy klucz IE. Obie projekcje są w 2PN.

Wniosek 5.1

Jeżeli wszystkie klucze schematu $\mathbf{R}$ *są jednoelementowe to* $\mathbf{R}$ *jest w 2PN.*

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \to NAF, IE \to S\})$ nie jest w 2PN:
Kluczem schematu jest IE, ale $I \to NAF \in G^+$, tzn. są niekluczowe atrybuty (N, A, F) funkcyjnie zależne od właściwego podzbioru klucza (od I). Czyli atrybuty N, A, F nie są w pełni funkcyjnie zależne od klucza IE.

Przykład. Schemat $\mathbf{R} = (U, G) = (\{I, N, A, F, E, S\}, \{I \to NAF, IE \to S\})$ nie jest w 2PN:
Ale możemy rozłożyć $\mathbf{R}$ bez straty danych na projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[INAF]$ oraz $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[IES]$. W $\mathbf{R}_1$ mamy klucz I, w $\mathbf{R}_2$ mamy klucz IE. Obie projekcje są w 2PN.

Wniosek 5.1

Jeżeli wszystkie klucze schematu $\mathbf{R}$ *są jednoelementowe to* $\mathbf{R}$ *jest w 2PN.*

Rozłóż (sprowadź) podane schematy do 2PN.

1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, C, D\}, \{AB \to C, CB \to D, A \to C\})$.
2. $\mathbf{S} = (W, G) = (\{A, B, C, D, E\}, \{A \to BC, E \to BC, DE \to A, C \to BE\})$.

Algorytm rozkładu schematu do 2PN

Wejście: Ω /* dany schemat relacyjny$\mathbf{R} = (U, F)$ */
Wyjście: Γ /* zbiór schematów relacyjnych w 2PN */

(1) Dodaj schemat $\mathbf{R} = (U, F)$ do zbioru Ω;
  $\Gamma := \emptyset$;

(2) IF Ω jest pusty THEN STOP; /* zbiór Γ zawiera schematy w 2PN */

(3) weź dowolny schemat z Ω, oznacz schemat przez $\mathbf{R} = (U, F)$;
  IF w schemacie $\mathbf{R}$ jest klucz K taki, że dla pewnego $K' \subset K$ $(K' \neq K)$
    mamy $K' \to X \in F^+$, gdzie $X \subset U$ zawiera tylko niekluczowe atrybuty $\mathbf{R}$,
  THEN
    rozłóż $\mathbf{R}$ na projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[K'X]$ oraz $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[K'(U \setminus X)]$;
    usuń $\mathbf{R}$ z Ω;
    dodaj $\mathbf{R}_1$ oraz $\mathbf{R}_2$ do Ω;
    GO TO (2);
  ELSE /* $\mathbf{R}$ jest w 2PN*/
    usuń $\mathbf{R}$ z Ω i dodaj $\mathbf{R}$ do Γ;
    GO TO (2);

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{K, A, P, D\}, \{K \to APD, P \to D\})$ (gdzie **K**ontrahent, **A**dres, **P**rojekt, **D**ata).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

R : K	A	P	D
90	bbb1	VBase	1.9.2015
10	aaa1	VBase	1.9.2015
17	ddd2	Big Blue	5.10.2016
20	ccc1	Big Blue	5.10.2016
30	ccc1	Big Blue	5.10.2016
12	bbb1	Blue Moon	31.12.2016

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{K, A, P, D\}, \{K \to APD, P \to D\})$ (gdzie **K**ontrahent, **A**dres, **P**rojekt, **D**ata).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

R : K	A	P	D
90	bbb1	VBase	1.9.2015
10	aaa1	VBase	1.9.2015
17	ddd2	Big Blue	5.10.2016
20	ccc1	Big Blue	5.10.2016
30	ccc1	Big Blue	5.10.2016
12	bbb1	Blue Moon	31.12.2016

Jedynym kluczem schematu **R** jest C. Ponieważ jest jednoelementowy, stąd **R** jest 2PN.

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{K, A, P, D\}, \{K \to APD, P \to D\})$ (gdzie **K**ontrahent, **A**dres, **P**rojekt, **D**ata).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

R :	K	A	P	D
	90	bbb1	VBase	1.9.2015
	10	aaa1	VBase	1.9.2015
	17	ddd2	Big Blue	5.10.2016
	20	ccc1	Big Blue	5.10.2016
	30	ccc1	Big Blue	5.10.2016
	12	bbb1	Blue Moon	31.12.2016

Jedynym kluczem schematu **R** jest C. Ponieważ jest jednoelementowy, stąd **R** jest 2PN.
Ale w tej bazie danych występują anomalie: anomalia wstawiania, anomalia aktualizacji, anomalia usuwania.

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{K, A, P, D\}, \{K \to APD, P \to D\})$ (gdzie **K**ontrahent, **A**dres, **P**rojekt, **D**ata).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

$R:$ K	A	P	D
90	bbb1	VBase	1.9.2015
10	aaa1	VBase	1.9.2015
17	ddd2	Big Blue	5.10.2016
20	ccc1	Big Blue	5.10.2016
30	ccc1	Big Blue	5.10.2016
12	bbb1	Blue Moon	31.12.2016

Jedynym kluczem schematu **R** jest C. Ponieważ jest jednoelementowy, stąd **R** jest 2PN.
Ale w tej bazie danych występują anomalie: anomalia wstawiania, anomalia aktualizacji, anomalia usuwania.

Te anomalie są spowodowane tym, że niektóre niekluczowe atrybuty są od siebie zależne.

Tranzytywna zależność

Definicja 5.4

Niech U będzie zbiorem atrybutów a F zbiorem ZF nad U; niech $X, Z \subseteq U$,
$\mathbf{R} = (U, F)$ *będzie schematem relacyjnym.*
Mówimy, że zbiór Z jest **tranzytywnie zależny** *od X w schemacie* $\mathbf{R}$ *jeżeli*

- $X \cap Z = \emptyset$, *oraz*
- *istnieje zbiór $Y \subseteq U$ taki, że $Y \cap X = \emptyset$, $Y \cap Z = \emptyset$, oraz* $X \to Y \in F^+$ *and* $Y \to X \notin F^+$ *i* $Y \to Z \in F^+$.

Tranzytywna zależność

Definicja 5.4

Niech U będzie zbiorem atrybutów a F zbiorem ZF nad U; niech $X, Z \subseteq U$, $\mathbf{R} = (U, F)$ będzie schematem relacyjnym.
Mówimy, że zbiór Z jest **tranzytywnie zależny** *od X w schemacie* $\mathbf{R}$ *jeżeli*

- $X \cap Z = \emptyset$, *oraz*
- *istnieje zbiór $Y \subseteq U$ taki, że $Y \cap X = \emptyset$, $Y \cap Z = \emptyset$, oraz* $X \longrightarrow Y \in F^+$ *and* $Y \longrightarrow X \notin F^+$ *i* $Y \longrightarrow Z \in F^+$.

Przykład 1. Niech $\mathbf{R} = (\{A, B, C, D\}, \{A \longrightarrow BD, B \longrightarrow D, C \longrightarrow B\})$.
W tym schemacie, D jest tranzytywnie zależny od A, ponieważ $A \longrightarrow B \in F^+$, $B \longrightarrow D \in F^+$, ale $B \longrightarrow A \notin F^+$.

Tranzytywna zależność

Definicja 5.4

Niech U będzie zbiorem atrybutów a F zbiorem ZF nad U; niech $X, Z \subseteq U$, $\mathbf{R} = (U, F)$ będzie schematem relacyjnym.
Mówimy, że zbiór Z jest **tranzytywnie zależny** *od X w schemacie* **R** *jeżeli*

- $X \cap Z = \emptyset$, *oraz*
- *istnieje zbiór $Y \subseteq U$ taki, że $Y \cap X = \emptyset$, $Y \cap Z = \emptyset$, oraz* $X \to Y \in F^+$ *and* $Y \to X \notin F^+$ *i* $Y \to Z \in F^+$.

Przykład 1. Niech $\mathbf{R} = (\{A, B, C, D\}, \{A \to BD, B \to D, C \to B\})$.
W tym schemacie, D jest tranzytywnie zależny od A, ponieważ $A \to B \in F^+$, $B \to D \in F^+$, ale $B \to A \notin F^+$.

Przykład 2. Niech $\mathbf{S} = (\{A, B, C, D\}, \{B \to D, A \to BC, B \to A\})$.
W tym schemacie, D nie jest tranzytywnie zależny od A, ponieważ $A \to B \in F^+$ i $B \to D \in F^+$, ale mamy też $B \to A \in F^+$.

Definicja 5.5 (Trzecia Postać Normalna (3PN, 3NF))

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ *będzie schematem relacyjnym. Mówimy, że* **R** *jest w Trzeciej Postaci Normalnej (krótko: 3PN, 3NF), jeżeli* **R** *jest w* **2NF** *i żaden niekluczowy atrybut tego schematu nie jest tranzytywnie zależny od żadnego klucza tego schematu.*

Definicja 5.5 (Trzecia Postać Normalna (3PN, 3NF))

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ *będzie schematem relacyjnym. Mówimy, że* **R** *jest w Trzeciej Postaci Normalnej (krótko: 3PN, 3NF), jeżeli* **R** *jest w* **2NF** *i żaden niekluczowy atrybut tego schematu nie jest tranzytywnie zależny od żadnego klucza tego schematu.*

Innymi słowy, schemat w 3PN musi spełniać dwa warunki:
(1) jest w 2PN, oraz (2) nie może mieć zbioru atrybutów niekluczowych, zależnych tranzytywnie od klucza tego schematu.

Definicja 5.5 (Trzecia Postać Normalna (3PN, 3NF))

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ *będzie schematem relacyjnym. Mówimy, że* **R** *jest w Trzeciej Postaci Normalnej (krótko: 3PN, 3NF), jeżeli* **R** *jest w* **2NF** *i żaden niekluczowy atrybut tego schematu nie jest tranzytywnie zależny od żadnego klucza tego schematu.*

Innymi słowy, schemat w 3PN musi spełniać dwa warunki:
(1) jest w 2PN, oraz (2) nie może mieć zbioru atrybutów niekluczowych, zależnych tranzytywnie od klucza tego schematu.

Uwaga 1

Aby zdekomponować schemat do 3NF, musimy sprawdzić, czy schemat jest w 2NF, a ponadto musimy określić wszystkie atrybuty niekluczowe, które są funkcyjnie zależne od innych atrybutów niekluczowych, i wykonać odpowiednie dekompozycje w celu usunięcia wszystkich takich zależności.

Uwaga 2

Jeżeli w schemacie **R** mamy dwa rozłączne zbiory atrybutów niekluczowych, powiedzmy X_1 and X_2, takie że ZF $X_1 \to X_2$, to **R** nie jest w 3PN.

Algorytm rozkładu schematu do 3PN

Wejście: Ω /* dany schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$ */
Wyjście: Γ /* zbiór schematów relacyjnych w 3PN */

(1) Dodaj schemat $\mathbf{R} = (U, F)$ do zbioru Ω;
$\quad\Gamma := \emptyset$;

(2) IF Ω jest pusty THEN STOP; /* zbiór Γ zawiera schematy w 3NF */

(3) Weź schemat ze zbioru Ω, oznacz go przez $\mathbf{R} = (U, F)$;
$\quad$IF w schemacie $\mathbf{R}$ istnieje klucz K, taki, że dla właściwego pozbioru $K' \subset K$
$\quad\quad$zachodzi $K' \to X \in F^+$, gdzie $X \subset U$ zawiera tylko niekluczowe atrybuty z $\mathbf{R}$,
$\quad$THEN
$\quad\quad$rozłóż $\mathbf{R}$ na dwie projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[K'X]$ i $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[K'(U \setminus X)]$;
$\quad\quad$usuń $\mathbf{R}$ ze zbioru Ω; dodaj $\mathbf{R}_1$ oraz $\mathbf{R}_2$ do Ω;
$\quad\quad$GO TO (2);
$\quad$ELSE
$\quad\quad$IF istnieją zbiory $X, Y, Z \subseteq U$ takie, że $X \cap Y = Y \cap Z = X \cap Z = \emptyset$,
$\quad\quad\quad X$ jest kluczem, Z jest zbiorem atrybutów niekluczowych, oraz
$\quad\quad\quad X \to Y \in F^+$, $Y \to Z \in F^+$ i $Y \to X \notin F^+$,
$\quad\quad$THEN
$\quad\quad\quad$rozłóż $\mathbf{R}$ na dwie projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[YZ]$ i $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[Y(U \setminus Z)]$;
$\quad\quad\quad$usuń $\mathbf{R}$ z Ω; dodaj $\mathbf{R}_1$ oraz $\mathbf{R}_2$ do Ω;
$\quad\quad\quad$GO TO (2);
$\quad\quad$ELSE /* $\mathbf{R}$ jest w 3NF */
$\quad\quad\quad$usuń $\mathbf{R}$ z Ω i dodaj $\mathbf{R}$ do Γ;
$\quad\quad\quad$GO TO (2);

Rozłóż (sprowadź) podane schematu do 3PN.

1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, C, D, E\}, \{A \to BC, E \to AD, D \to B\})$.
2. $\mathbf{S} = (W, G) = (\{A, B, C, D, E, F\}, \{E \to FD, B \to AC, C \to E\})$.
3. $\mathbf{T} = (V, H) = (\{A, B, C, D, E, F\}, \{A \to BE, AE \to CD, B \to E, BC \to A, D \to F\})$.
4. $\mathbf{Z} = (X, J) = (\{A, B, C, D, E\}, \{AB \to CDE, AC \to BDE, B \to C, C \to B, C \to D, B \to E\})$.

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{S, K, N, O\}, \{SK \rightarrow NO, N \rightarrow K\})$ (gdzie **S**tudent, **K**us, **N**auczyciel, **O**cena).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

$R:$ S	K	N	O
90	Algebra	Nowak A.	3
10	Analiza	Kowalski Z.	4
10	Algebra	Nowak A.	5
17	Sztuka	Maliniak T.	5
17	Historia	Zuber M.	4
20	Historia	Zuber M.	5

Rozważmy schemat **R** $= (U, F) = (\{S, K, N, O\}, \{SK \rightarrow NO, N \rightarrow K\})$ (gdzie **S**tudent, **K**us, **N**auczyciel, **O**cena).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

$R:$ S	K	N	O
90	Algebra	Nowak A.	3
10	Analiza	Kowalski Z.	4
10	Algebra	Nowak A.	5
17	Sztuka	Maliniak T.	5
17	Historia	Zuber M.	4
20	Historia	Zuber M.	5

Kluczami schematu **R** są SK oraz SN. **R** jest 3PN

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{S, K, N, O\}, \{SK \to NO, N \to K\})$
(gdzie **S**tudent, **K**us, **N**auczyciel, **O**cena).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

$R:$ S	K	N	O
90	Algebra	Nowak A.	3
10	Analiza	Kowalski Z.	4
10	Algebra	Nowak A.	5
17	Sztuka	Maliniak T.	5
17	Historia	Zuber M.	4
20	Historia	Zuber M.	5

Kluczami schematu **R** są SK oraz SN. **R** jest 3PN
Jednak w tej bazie danych występują anomalie:
anomalia wstawiania (nie możemy przypisać nauczyciela do kursu, dopóki nie mamy co najmniej jednego studenta na kursie),
anomalia aktualizowania (jeśli chcemy zmienić nauczyciela dla kursu, musimy to zrobić dla wszystkich uczniów).

Rozważmy schemat $\mathbf{R} = (U, F) = (\{S, K, N, O\}, \{SK \to NO, N \to K\})$
(gdzie **S**tudent, **K**us, **N**auczyciel, **O**cena).

Relacja R jest instancją schematu **R**:

R : S	K	N	O
90	Algebra	Nowak A.	3
10	Analiza	Kowalski Z.	4
10	Algebra	Nowak A.	5
17	Sztuka	Maliniak T.	5
17	Historia	Zuber M.	4
20	Historia	Zuber M.	5

Kluczami schematu **R** są SK oraz SN. **R** jest 3PN

Jednak w tej bazie danych występują anomalie:

anomalia wstawiania (nie możemy przypisać nauczyciela do kursu, dopóki nie mamy co najmniej jednego studenta na kursie),

anomalia aktualizowania (jeśli chcemy zmienić nauczyciela dla kursu, musimy to zrobić dla wszystkich uczniów).

Te anomalie występują, ponieważ niektóre kluczowe atrybuty są od siebie zależne.

3PN nie zapobiega sytuacjom potencjalnie prowadzącym do anomalii.

Atrybuty kluczowe:

- są funkcyjnie zależą od siebie nawzajem;
- funkcyjnie zależą od części innego klucza.

Aby uniknąć takich sytuacji, wprowadzono kolejną formę normalną.

Definicja 5.6 (Postać Normalna Boyce'a–Codd'a (3.5PN, 3.5NF))

Niech $\mathbf{R} = (U, F)$ *będzie schematem relacyjnym. Mówimy, że* $\mathbf{R}$ *jest w Postaci Normalnej Boyce'a–Codd'a (krótko: 3.5PN, 3.5NF), jeżeli*

$$\forall_{X \subseteq U} \forall_{Y \subseteq U \setminus X} \ \left(X \to Y \in F^+ \ \Rightarrow \ X \to U \in F^+ \right).$$

Innymi słowy, schemat w 3.5PN musi spełniać następujące warunki:

dla dwóch rozłącznych zbiorów X i Y, jeżeli $X \rightarrow Y \in F^+$,
to mamy także $X \rightarrow U \in F^+$,

innymi słowy, taki zbiór X musi być kluczem lub nadkluczem.

Innymi słowy, schemat w 3.5PN musi spełniać następujące warunki:

dla dwóch rozłącznych zbiorów X i Y, jeżeli $X \to Y \in F^+$,
to mamy także $X \to U \in F^+$,

innymi słowy, taki zbiór X musi być kluczem lub nadkluczem.

Uwaga 3

Jeśli schemat znajduje się w 3.5PN, wówczas wszystkie nietrywialne zależności funkcjonalne w tym schemacie są określane przez klucze schematu.

Algorytm dekompozycji schematu do 3.5PN

Input: Ω /* dany schemat relacyjny $\mathbf{R} = (U, F)$ */
Output: Γ /* zbiór schematów relacyjnych w 3.5PN */

(1) dodaj schemat $\mathbf{R} = (U, F)$ do zbioru Ω;
    $\Gamma := \emptyset$;

(2) IF Ω jest pusty THEN STOP; /* zbiór Γ zawiera schematy 3.5PN */

(3) Weź schemat ze zbioru Ω, oznacz go przez $\mathbf{R} = (U, F)$;
    IF jeżeli w schemacie $\mathbf{R}$ istnieją zbiory dwa rozłączne zbiory X oraz Y,
        takie, że $X \rightarrow Y \in F^+$, ale $X \rightarrow U \notin F^+$,
    THEN
        rozłóż $\mathbf{R}$ na dwie projekcje $\mathbf{R}_1 = \mathbf{R}[XY]$ i $\mathbf{R}_2 = \mathbf{R}[X(U \setminus Y)]$;
        usuń $\mathbf{R}$ z Ω;
        dodaj $\mathbf{R}_1$ i $\mathbf{R}_2$ do Ω;
        GO TO (2);
    ELSE /* $\mathbf{R}$ jest w 3.5PN */
        usuń $\mathbf{R}$ z Ω dodaj $\mathbf{R}$ do Γ;
        GO TO (2);

Rozłóż (sprowadź) podane schematy do 3.5NF.

1. $\mathbf{R} = (U, F) = (\{A, B, C\}, \{A \to B, B \to A\})$.
2. $\mathbf{S} = (W, G) = (\{A, B, C, D, E\}, \{A \to BC, BC \to A, BCD \to E, E \to C\})$.
3. $\mathbf{T} = (V, H) = (\{A, B, C, D\}, \{A \to C, C \to B, A \to D\})$.
4. $\mathbf{Z} = (X, J) = (\{A, B, C, D, E\}, \{E \to D, AD \to E, EC \to B, B \to C\})$.